## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number:

11-261623

(43)Date of publication of application: 24.09.1999

(51)Int.CI.

H04L 12/46 H04L 12/28 H04B 7/26 H04B 7/26 HO41 4/00

(21)Application number: 10-291250

(71)Applicant: LUCENT TECHNOL INC

(22)Date of filing:

14.10.1998

(72)Inventor:

**CHUAH MOO! CHOO** 

(30)Priority

Priority number: 97 61790

Priority date: 14.10.1997

Priority country: US

98 77741 98 83797 12.03.1998

22.05.1998

US

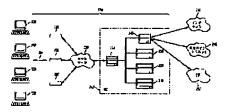
US

### (54) METHOD FOR ESTABLISHING POWER LEVEL FOR DATA TRANSMISSION OF UP-LINK IN MULTIPLEX ACCESS SYSTEM FOR COMMUNICATION NETWORK

#### (57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To effectively use band width, which can be used in a radio communication network and which is restricted by giving band width by ondemand and efficiently deciding a transmission level required for up link data transmitting between respective remote hosts and a base station.

SOLUTION: A radio communication network 230 includes a base station 236 and a plurality of remote hosts 232 and adopts the protocol of on-demand multiplex access just queuing. A relative initial transmission power level is set for the power level of a rating open loop from the first remote host 232, and a short connection request message is transmitted. When transmission is unsuccessful, power is increased slightly and the transmission and power increment are repeated until the successful transmission is obtained. When transmission is succeeded, the power level at that time is stored and is used for up data transmission between the subsequent remote host 232 and the base station 236.



#### **LEGAL STATUS**

[Date of request for examination]

25.01.2000

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

28.07.2003

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted

registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

2003-20835

[Date of requesting appeal against examiner's decision of

27.10.2003

rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

This Page Blank (uspto)

# 書誌·抄録·代表図面

出 願 特願平10-291250

(平10.10.14<math>)

公 開 特開平11-261623

(平11.9.24)

公 告

登 録

名 称 通信ネットワークのための多重アクセス・システムにおけるアップリンクのデータ送信のためのパワー・レベルを確立する方法

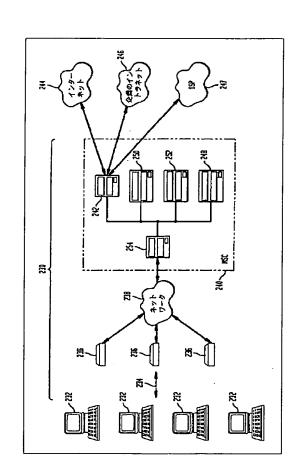
抄録【要約】 (修正有)【課題】 時分割および周波数分割の多重無線で、送信パワー・レベルを確立する。【解決手段】 1つの基地局といくつかのリモート・ホストとを含んでいる無線ネットワークにおけるパワー・レベルが、先ず最初にリモート・ホストのうちの1つから基地局に対して短い接続要求メッセージを定格のオープン・ループのパワー・レベルに相対的に設定される初期パワー・レベルにおいて送信することによって確立される。最初の送信が不成功であつた場合、パワー・レベルはあらかじめ設定しておくことができる量だけインクリメントされ、リモート・ホストから基地局への送信が成功するまで、送信およびインクリメントのステップが繰り返される。最後に、成功したパワー・レベルが記憶され、その特定のリモート・ホストと無線基地局との間のそれ以降でのデータ送信のために使われる。

出願人 ルーセント テクノロジーズ インコーポレ

102

発明者 ムーイチヨーチユ

IPC H04L 12/46 H04B 7/26 H04L 12/28 H04J 4/00 H04B 7/26 H04L 12/28



1pis bage Blank (uspto)

(43)公開日 平成11年(1999)9月24日

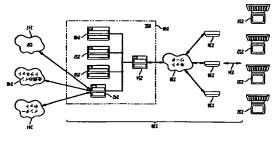
(51) Int CL*	<b>数</b> 别配与	FI
H04L 12/46		H04L 11/00 310C
12/28		H04B 7/26 102
H04B 7/28		H04J 4/00
	102	H04B 7/26 M
H04J 4/00		H04L 11/20 G
		審査請求 未請求 請求項の数1 OL (全51 頁)
(21)出版器号	<b>特閣平10-291250</b>	(71) 出國人 596092698
		ルーセント テクノロジーズ インコーボ
(22) (HICH B	平成10年(1998)10月14日	レーチッド
		アメリカ合衆国、07974-0636 ニュージ
(31)優先権主張番号	\$ 60/061790	<b>ャーシイ</b> , マレイ ヒル, マウンデン ア
(32)優先日	1997年10月14日	ヴェニュー 600
(33) 優先権主張国	(S O) 函米	(72)発明者 ムーイ チョー チュアー
(31)優先権主張番号	9 60/077741	アメリカ合衆国 07724 ニュージャーン
(32) 優先日	1998年3月12日	イ, イートンタウン, イートンクレスト
(33)優先権主張国	米図 (NS)	ドライヴ 184どー
(31)優先権主張各号	9 09/083797	(74)代理人 弁理士 阿部 正夫 (外11名)
(32)優先日	1998年 5 月22日	
(33)優先権主張国	米四 (AS)	

(54) [発明の名称] 通信ネットワークのための多型アクセス・ツステムにおけるアップリンクのデータ送信のためのパラ・パワー・レベルを確立する方法

(57) [要約] (修正有)

【課題】 時分割および周波数分割の多重無線で、送信パワー・レベルを確立する。

「解決手段」 1つの基地局といくつかのリキート・ホストとを含んでいる無数ネットワークにおけるパワー・アベルが、先ず最初にリキート・ホストのうちの1つから基地局に対して短い被続要求メッセージを定格のオープン・ループのパワー・レベルに相対的に設定される初期パワー・レベルにおいて送信するにとによって確立される。最初の送信が不成功であった場合、パワー・レベルはあらかにめ設定しておくことができる量だけイングルはあらかにめ設定しておくことができる量だけイングルはあらかにめ設定しておくことができる量だけイング



リメントされ、リモート・ホストから基地局への送信が

成功するまで、法信およびインクリメントのステップが築り返される。最後に、成功したパワー・レベルが記憶され、その特定のリモー・ホストと無縁基地同との聞きれ、その特定のリモート・ホストと無縁基地同との関

のそれ以降でのデータ送信のために使われる。

(特許請求の範囲)

「糖水項」】 無線通信ネットワークにおいて初期フクセス要求メッセージによってアップリンク・データ送信のためのパワー・レベルを確立するための方法であって、前記ネットワークは1つの基地局と複数のリモート・ホストとを含み、前記ネットワークはオン・デマンド・カエンとなら数エクセス公平キューイングのプロトコルを採用し、多種アクセス公平キューイングのプロトコルを採用し、

前記リモート・ホストのうちの最初のものから、定格のオーブン・ルーブのパワー・レベルに相対的に設定された初期途信パワー・レベルにおいて、短い接続要求メットが開発信パワー・レベルにおいて、短い接続要求メット・

前配方法は、

たいがな迷信するステップと、 その迷信が不成功であった場合、前記送信パワー・レベルをパワー・インクリメントの歯だけ増やすステップ と、 送信が成功するまで送信およびインクリメントの前記ステップを繰り返すステップと **治信が成功したパワー・レベルを配飾し、前配配飾されたパワー・レベルを配飾し、前配配飾されたパワー・レベルを前配オン・デャンド多重アクセス公平キューイングのプロトコルを利用しているデータ法値に対して使うステップとを組み合わせて含む方法。** 

【発明の詳細な説明】

「発明の属する技術分野」本発明は、無線通信ネットワークにおける応用のための、「オン・デャンド参重アクセス公平キューイング」として知られている媒体アクセス的海(MAC)プロトコルに関する。特に、本発明は、時分割および周波数分割の半二重および全二重方式の多重アクセス無線ネットワークにおいて、オン・デャンド公平キューイングのプロトコルを使っているときの、初期およびそれ以降のアップリンク・データ送信のためのパワー・レベルを確立する方法に関する。

【従来の技術、及び、発明が解決しようとする課題】セルラー方式の音声およびデータおよび無線しANなどの無線サービスは、将来において急速に成長することが期待されている。マルチメディアのトラヒックを搬送するように設計されている第3世代の無線ネットワークは現在増力的に研究されており、その主な目標は、場所または移動性の間的なしに、シームレスな通信、パンド幅の高い利用可能性、および保証された「サービスの品質」(QoS)を提供することである。

【ののの3】図1はブータ交換のための従来の技術の角棒ネットワークを示している。この図には3つの既存のビジネス・エンティティが示されており、その餡力して倒作している機器は、通常、現在ではコーザのコンピュータに対してモデムを通じてのリモートのインターネット・アクセスを確供するために利用されている。コーザのコンピュータ 2およびユーザのモデム4がエンド・ジステムを構成する。図1に示されている第1のビジネスステムを構成する。図1に示されている第1のビジネス

・エンティケイはダイアル専出し単館に大陸結ソステム (POTS)、または終合サービス・データ通信部(1 SDN)を明有していて設備させているQQX協会社(te 1 co)である。tolcoはコーザと他の2つのビジネス・エンティティとの間にピットまたはパケットを指すによができる、公衆QQXQQ(PSTN)6の形式での伝送媒体を撤貨する。

れのISPの両方とのサービス関係を有し、普通はそれ スする。POP8およびISPのメディア・データ・セ ンター14は、ルータ12Aを通じてイントラネットの アカウンティング、およびレジストレーション・サ SPはパブリック・インターネット・バックボーン20 ト・アクセスのための既存のモデルにおいては、エンド ・ユーザは、通常、それぞれのtelcoおよびそれぞ ぞれから別々に料金が請求される。エンド・ユーザは最 香りのPOPをダイアルすることによって、そしてイン ETF) ポイント・ツー・ポイント・プロトコル (PP (ISP) である。ISPはそのサービス・エリアの中 (POP) 8を採用していて、それを管理し、それに対 接続する。I S P は、通常、その I S P への加入者があ 5ことを期待して、主要な各呼出しエリアの中にPOP を確立する。POP8はPSTN6からのメッセージ・ トラヒック をイントラネット・バックボーン 10 上で概 MCI Inc. などのイントラネット・バックボーン ・プロバイダからリースされるかのいずれかである。1 SPは、崩滅、PSTNに対する撤額のためにtelc バックボーン10上で一緒に接続されている。 データ・ センター14は18Pのウェブ・サーバ、メール・サー ーバを収容し、I S P がウェブ・コンテンツ、電子メー **ルおよびウェブ・ホスティング・サービスをエンド・ユ ーザに対して擔供できるようにする。称来の付加価値サ** ービスはデータ・センター 14の中に追加のタイプのサ を接続するためにルータ12Aを維持している。リモー ターネット・エンジニアリング・タスク・フォース (1 P) として知られている通信プロトコルを実行すること cよって、I SPにアクセスし、そのI SPを通してパ したHンド・コーヂがネットワーク・サーアスを长めた oからの部分的またはフルのT1またはT3回線をリー [0004] 図1に示されている第2のビジネス・エン 送されるディジタル形式に変換する。イントラネット・ パックボーン10は1SPによって所有されているか、 ここのまたはそれ以上のポイント・オブ・プレゼンス 一八を採用することによって追加することができる。 ティティは、インターネット・サービス・プロバイダ ブリック・インターネット20にアクセスする。

ノッンソニュンターボンド 20に1ンセスリの。 【0005】図1に示されている第3のビジネス・エンティティは、ルータ12日を通してアクセスされる自分自身のブライベート・イントラネット18を所有していて、それを鞍鷸させている私企業である。企業の従業員は企業のリモート・アクセス・サーバ16に対してPO

(2)

€

[0012] チャネル・アクセス・プロトコルの設計に おける1 つの魟要な主題は、アップリンクおよびアップ

ク18にリモートに(たとえば、自分の家から、あるい は路上にいる間に)アクセスすることができる。企業に アクセスする場合、エンド・ユーザは企業のリモート・ ISPは関与されない。その私企業はエンド・ユーザを 企業のイントラネット18またはパブリック・インター TS/ISDNの専出しを行い、そしてIETF PP P プロトコルを実行することによって企業のネットワー ネット20のいずれかに対して接続するためにルータ1 アクセス・サーバ16に被続するコストだけを支払う。 2 Bを維持している。

るようにする、1 S Pに対するソリューションを提供で oに支払っている。また、エンド・ユーザはISPのネ ぴローミングをエンド・ユーザに対して提供する。 機能 ンを改御するための付加価値サービスを探している。処 ス、パーチャル・プライベート・ネットワーキング (パ さることを望んでいる。長期的には、インターネットお のとき、ISPはこれらの付加価値サービスを使って低 ケージンの厳しい束縛から脱出できるようになる。これ **らの付付相値の多へはネットワーク・サーアスのカアゴ** リーに入り、そしてネットワークのインフラストラクチ **ト機器を通じてのみ撤供することができる。他の付加価** のサポートを必要とするアプリケーション・サービスの カテゴリーに落ち、一方、依然として他のものはネット イベート・ネットワーク、ローミング、モビリティ、市 【0006】エンド・ユーザは現在は電話を掛けるため の費用と自分の家への電話回線の費用の両方をtelc ットワークおよびサービスにアクセスするための費用も 18Pに対して支払わなければならない。現在、インタ **ーネット・サービス・プロバイダはインターネット・ア** サービス、コンテンツ・ホスティング・サービス、およ および自格に揺んこれを一ケット・セグメンケーション が欠けてこて、タージンが伝こために、ISPはタージ ブリック・ネットワークをプライベート・ネットワーク として安全に使うための機能およびイントラネットに接 統十の数能)、ローミング・ロソンーツアイ、アッツロ ・テクノロジーおよび特定のサービスの品質を提供でき よびモビリティ上で音声を提供することが望ましい。そ 信サービスはネットワークのインフラストラクチャから ワーク・インフラストラクチャからのサポートを必要と しない。特に、より高速のアクセス、バーチャル・プラ 丼、サービスの品質、およびQoSペースのアカウンテ **メングなどのサードスはずくた、適股化されたネットロ** クセス・サービス、ウェブ接続サービス、電子メール・ 期的には、機器のペンダはISPがより高速のアクセ ーク・インフラストラクチャを必要とする。

幅は、有線ネットワークで利用できるものより進展が遅 【0007】無線通信ネットワークは右線ネットワーク の届く範囲を拡張することができる利点を有する。しか し、無縁ネットワークの周波数において得られるパンド れることが多い。非回越帳送モード(ATM)などの有

R))のサービスを提供することができる。そのサービ Mはセルラー・システムの有様インフラストラクチャに **藩までのすべてに影響する多くの基本的な問題が研究さ** れつしむる。無線ネットワークのエア・インタフェース 対しても考慮されつつある。そのような有線インフラス トラクチャは多重アクセスのエア・インタフェース技術 (たとえば、CDMA、TDMAなど) をサポートする 鉄の広帯板システムは、セルチメディア・アプリケーシ 兵、一所刃シト・フート(CBK)、 巨例刃シト・フー スを無線ネットワークに対して拡張することが望まれて いる。したがらて、ATMと無様ネットワークと併合す ることに関する研究が現在多くの研究機関および研究所 において行われている。アクセス層からトランスポート における伝送形式としてATMを使うことの他に、AT ト (VBR)、および利用可能ピット・レート (AB ョンの高度なサポートのための異なるQoS (たとえ ことができるようになる。

スペクトルの利用を最大化する必要がある。スロット型 るが、それはデータ・ユーザ間の衝突を回避するか、あ 3.7に過ぎない。さらに、スロット型アロハは可変長パ [0008] マルチメディアのトラヒックをサポートす る無線ネットワークにおいて、効率的なチャネル・アク セスのプロトコルはすべてのトラヒックのサービスの品 質要求を依然としたサポートしながら、制限された無線 アロハ (Slotted Aloha)、PRMAなど プロトコルが、現在、無線データ・システムによって使 われている。スロット型アロハは単純なプロトコルであ の、いくつかのよく知られているチャネル・アクセス・ るいは解決しようとしないので、その理論的容量は0. ケットの効率的な伝送のためには適していない。

されているスロットに分割されている。1つのスロット 数のデータスロットがそのユーザに割り当てられる。予 的要求パケットが成功しなかった場合、そのユーザは衝 [0009] 予約ペースのプロトコルは、パケットの浴 宿を必要としたいるユーザに対して勧めにチャネルのベ ンド幅を確保することによって、衝突を回避および解決 しようと試みる。通常、そのようなプロトコルにおいて は、チャネルはN個のスロットのファームにグループ化 **コスロットのうちの1つにおいて予約法信要求パケット** を送信する。その予約要求パケットが成功した場合、そ のユーザまたは基地局がその予約を解放するまで、或る ケットを送る必要があるユーザは、M=N1\*k個のミ る。普通、N1個のスロットが予約の目的で使われ、残 りのN-N1個のスロットはデータスロットである。 パ 突解決法を使ってその予約要求の送信に成功するまで、 なさらにト個のミニスロットに衝分割することができ

i)他によって、「STM、ATMに対する広帯域多種 [0010] ハイブリッドのファイバ同軸ネットワーク c対する多重アクセス・プロトコルがドーシ(Dosh

アクセス・プロトコル、およびハイブリッド・ファイバ **線環境に伴う多くの問題点を共有しているが、このプロ** レベルの確立の扱いなど、無線アクセス方式の設計にお (A Broadband Multiple Acc 1996、36~65ページの中で観察みれている。 熊 トコルは似りの多い無線リンク上での再送信および正し いパケットの配送を保証するために必要な送信パワー・ いて遭遇するユニークな問題に対して完全には対処しな い。この方式は観合予約スロットのアイデアを提案する が、それは競合スロットの数をキュー・サイズの情報に 基づいて勧的に変更することができる柔軟性の高い方式 Services on Hybrid Fiber-- 同軸ネットワークにおける可変要データ・サービス」 ess Protocol for STM, ATM, and Variable Length Data Coax networks), Bell Labs Technical Journal, Summer

-Queuing Request Update M イング吸水更新多型アクセス (Distributed e access protocol forwire 求めて競合すること、あるいはバックオフ・タイムを蜩 【0011】カロル (Karol) 他は「分散型キュー A)を提案している[カロル他の「無線パケット (AT M) ネットワークのための効率的なデマンド割り当て多 demand-assignment multipl s) | Wireless Networks 1,26 1~219ページ、1995]。 この無線アクセス方式 では、新しいユーザが衝突の解決期間の間にパンド幅を 盤するために、前のラウンドでの予約スロット競合の成 功率を利用することができない。また、この方式は公平 なキューイング技法を利用せず、したがって、競合して いるソース間で公平にバンド幅を割り当てるためのサー 重アクセス・プロトコル (An efficient ultiple Access)」方式 (DQRUM less packet (ATM) network ピス・タグを使用しない。

スケジューリング技法の選択である。 すべて公平なキュ Fair Queuing Scheme For B ed Processor Sharing Appr IEEE/ACMTransactions On N ジ、1993年6月; L. チャン (Chang) の [パ ーチャル・クロックのアルゴリズム」(Virtual Clock Algorithm), Proceed ings of ACM Symposium, 122 リンクのパケットの送信頃序を設定するために使われる 8. ]. ゴールスタニ (Golestani) の「広帯 域アプリケーションのためのセルフ・クロック型の公平 roadband Applications), Pr 1994;パレク (Parekh) およびガラガ (Ga llagher)の「統合型サービス・ネットワークに おけるフロー制御に対する一般化されたプロセッサ共有 の方法:単独ノードの場合」(A Generaliz oach To Flow Control In I ntegrated Services Networ ks:The Single Node Case), て、各サブ・クラスがそれ自身のサーバをその与えられ たァートで所在しているかのように、ベンド幅の末右に ーイングにおける效形版である多くのスケジューアが、 oceedings of IEEEInfocom, 4~1231ページ、1992参照]。 これらはすべ キューイング方式」(A Self-Clocked 有線ネットワークのために提案されている [たとえば. etworking, 1 (3) :344~357~-対するアクセスを提供する効果を有する。

方式がゴールスタニによって提案された。SCFQの場 [0013] パレックおびガラガの風み付けられた公平 キューイング方式は実装するのが困難であり、したがっ て、セルフ・クロック型公平キューイング(SCFQ) 合、サービス・タグは次のように計算される。

 $F_k^l = \frac{L_k}{r_k} + \max(F_k^{l^{-1}}, \vec{n}(a_k^l))$ 

 $\varepsilon$ 

**いたで、' u (t) は時刻tにおいてサービスされてい** るパケットのサービス・タグであり、Fikはすべてのk に対してF%=0であるクラスkからの 1番目のパケッ 割り当てられている相対的な重みであり、そしてaikは ゴールスタニのアルゴリズムは有根ネットワークのため トに対するサービス・タグであり、Li<sub>k</sub>はクラスkの i 番目のパケットの長さであり、rkはクラスkに対して クラストの1番目のパケットの到着時刻である。次に、 パケットはこれらのタグの値の頃番にサービスされる。

に散計されているが、それは無線環境において機能する ために修正されなければならない。 特に、 ゴールスタニ のアルゴリズムはサーバ(基地局)が遠隔の場所にある きに伝送のスケジューリングを扱う方法、あるいは消失 したパケットの再送信を扱う方法のいずれにも対処しな ので、キュー・サイズに関する完全な情報を持たないと

[0014] ルー (Lu) 他 (イリノイ大学) は [ 題想 化された重み付き公平キューイング」アルゴリズムを提 9

**鞍している [ルー色の [無様パケット・ネットワークに** の状態についての完全な知識(すなわち、それが良いか 悪いか)を必要とする。また、それは正常に送信しない スが複雑であり、そしてバッファのオーバフローがある ときだけでなく、遅延しているフローからパケットをド 7]。それは無徳ネットワークの特殊なニーズに対処す クにおいては一般的には入手できないような、チャネル パケットのサービス・タグを変更せず、再送信のプロセ るために設計されている。この方式は実際のネットワー おける公平なスケジューリング」Sigcom '9

ATMネットワークのための分散セルフクロック型公平 キューイング・アーキテクチャ」(A Distrib uted Self-Clocked Fair Qu euing Architecture For Wi reless ATM Networks), 1997 on Personal Indoor and Mo 【0015】 K. カウツ (Kauts) によって [無核 bile Radio Communications の中で提案されている別の無線アクセス方式は予約およ 型)の予約方法の代わりにポーリング・システムを利用 する。ポーリング方式の性能は一般に予約アクセス方式 さらに、カウツの方式は、送信されてエラーになったパ というのは、その失われたパケットの再送信によってす International Symposium びピギーバック型 (piggybacked) (便乗 に比べて遅延およびパンド幅の利用の面で劣っている。 で、すべてのリモートにおけるQoSが影響を受ける。 ペてのリモートのパッケージが遅延されるからである。 ケットに対してだけサービス・タグの値を変更するの

【課題を解決するための手段】本発明は、無線ネットワ の方法においては、パースト性のソースは、10のパケ 信順序を決定するために使われ、多様なQoSを提供す 一クにおいて利用できる制限されたパンド幅を効果的に 利用するための、公平なキューイング (FQ) サービス の規律 (ODMAFQと呼ばれる) によるオン・デマン ド多重アクセス(ODMA)の方法の一態様である。こ ットが空のキューに到着したときには常に、将来の送信 のためにバンド幅を予約するためのチャネル・アクセス ・パケットを送信し、一方、一定ピット・レートのソー スはコネクションのセットアップ時に一度だけ競合する ング・サービス規律は各種のアップリンク・ソースの送 ようにされる。分散型のセルフクロック型公平キューイ ることができる。

のパワー・レベルが初期アクセス要求メッセージの間に イング」プロトコルを採用していて、10の基地局およ びいくつかのリモート・ホストを含んでいる無線通信ネ ットワークにおいて、データ送信のためのアップリンク 【0017】「オン・デマンド多重アクセス公平キュー

のパワー・レベルに相対的に設定される要求パワー・レ ペルにおいて、リモート・ホストの1つから短い接続要 **水メッセージ送信することによって行われる。そのリモ** ト・ホストの最初の送信が成功しなかった場合、その パワー・アベルはあらかじめ数定しておくことができる ントのステップが繰り返される。最後に、送信が成功し たパワー・レベルが記憶され、そのリモート・ホストと 無線ネットワークの基地局との間のそれ以降でのアップ 確立される。それは先ず最初に定格のオープン・ループ そしてその送信が成功するまで、送信およびインクリメ パワー・インクリメントの量だけインクリメントされ、 リンク・データの送信のために使われる。

【0018】本発明の1つの一般的な目的は、リモート クの基地局との間のアップリンク・データ送信のために 必要なパワー・レベルを効率的に決定する方法を提供す ・ホストに無線ネットワークにおいてオン・デマンドで は、本発明の多重アクセス・システムの任意の特定の実 施形態における、各リモート・ホストと無線ネットワー パンド幅を提供することである。特に、本発明の目的 ることである。

[0019]

[発明の実施の形態] 前に説明されたように、本発明の 対して無線のパケット交換型データ・ネットワークを提 供し、そした無縁ネットワークのエンド・ユーザにリモ ート・ローミング機能を提供することである。これらの 目的および他の目的は、ホーム移動交換センター、フォ 一つの目的は、公衆電話網を回避するエンド・ユーザに ーリン(foreign)移動交換センター、基地局

ジストレーション・エージェントを含む。 ユーザ・レジ (アクセス・ポイント) およびエンド・ユーザを含む無 線データ・ネットワークにおいて達成される。 ホーム移 ン・サーバおよびサービス中のインターワーキング機能 ジェントを含む。エンド・ユーザのモデムはユーザ・フ **ストレーション・エージェントはプロキン・フジストフ** アジストワーション・エージェントロサー アス中のフジ ストフーション・サーバに接続され、そしたサービス中 的交換センターはホーム・ワジストワーション・サーベ およびホーム・インターワーキング機能を含む。 フォー リン移動交換センターはサービス中のアジストワーショ を含む。 基地局はプロキン・レジストレーション・エー ーション・エージェントに対して結合され、プロキシ・ **ヒアジストフーション・サーズ☆ ボーム・フジストフー** ソョン・サーバに対して接続されている。

の要請を受け取ったときに、ケア・オブ・アドレスを含 **げ・フジストフーション・エージェントロプロキン・フ** ジストワーション・エージェントに対していのフジスト レーション要求を送信するためのモジュール以外に、公 [0020] プロキシ・レジストレーション・エージェ **ソトロリーチ・フジストフーション・エージェントかの** んでいる公告を送信するためのモジュールを含む。ユー

昔の受信時にユーザの識別情報およびケア・オブ・アド フスをフジストフーション要求の中に組み込むためのモ はホーム・レジストレーション・サーバのアドレスを決 レジストレーション要求を封入し、サービス中のレジス トレーション・サーベの識別情報およびその封入された ション・サーバのアドレスが決定されたときに半径内の アクセス要求に組み込むためのモジュール、およびその アジストワーション・サーバロサービス中のアジストワ ション・サーバの識別情報が認証されたときに半径内の の要求を作るためのモジュール、およびそのインターワ ーキング要求をホーム・インターワーキング機能に対し ジュールを含む。 プロキシ・レジストレーション・エー ジェントは任意のユーザから受信した任意のレジストレ ーション要状を、サーバス中のフジストワーション・サ 【0021】 サービス中のレジストレーション・サーベ アジストワーション要状を、そのホーム・フジメトワー サーバに対して送るためのモジュールを含む。ホーム・ 半径内のアクセス要求をホーム・レジストレーション・ ーション・サーバの職別情報を認証するためのホーム・ ゲイレクトリ・モジュール、サービス中のレジストレー アクセス要求からのインターワーキング機能(IWF) 一くに対して転送するためのモジュールをさらに合む。 定するためのフォーリン・ディレクトリ・モジュール、 て送るためのモジュールを含む。

レームを送信および受信することができる。使われる場 [0022] 図2に示されている本発明を利用している ネットワークの実施形態の中に見られるように、エンド ・システム (リモート・ホスト) 232 (たとえば、ポ ータブルのWindows 9 5パソコン) は外部または 内部のモデムを経由して無線ネットワーク230に接続 する。これらのモデムによってエンド・システム232 はエアリンク234上で媒体アクセス制御(MAC)フ 合、有線または無線のリンクを経由して外付けのモデム をPCまたは他のエンド・システム232に付加するこ フ・トップ・マウントの方向性アンテナと同じ場所に置 くことができる。外付けのモデムは、汎用シリアル・バ A、並列ポート、赤外線、802、3または1SM無線 ザのPCに接続することができる。内臓モデムはエアリ ンク上でMACフレームの送信および受信を行い、そし て小型の全方向性アンテナを使ってラップトップのバッ クプレーンにプラグ・インされるP CMC I Aカードで とができる。外付けのモデムは一般に固定であり、ルー リンクなどの、任敵の適切なリンク方法を使って、ユー あることが好ましい。

【0023】広域無線のカバレージが基地局(アクセス ・ポイント) 236によって提供される。基地周236 **によって提供されるカバレージの範囲は、リンクの予算** パイダによってセル・サイトの中に設置される。 基地局 通常、個人通信サービス(P S C)無線サービスのプロ および容量などのファクタによって変わる。基地局は、

2.3.6 はそのシステムの移動交換センター (MCS) 2 ンステムのトラヒックをマルチプレックスし、有線回線 または無線のマイクロ波パックホール・ネットワーク2 40に払ってやだがだのセベァーン留積かののドンド・

ス・プロバイダの料金請求システムへ送る。1つの好適 ピス・プロバイダ247に対して傲然する。MSC24 248はアカウンティング・データおよびディレクトリ 情報を格納する。要案管理サーバ250は、機器を管理 する。その機器としては基地局、IWF、およびアカウ カウンティング・データを収集し、そのデータをサービ な実施形態においては、アカウンティング・サーバ24 erican Management Associa [0024] 移動交換センター240において、パケッ ト・データのインターワーキング機能(I WF)252 ネートする。I Pルータ242はMSC240をパブリ ック・インターネット244、プライベート・インター ネット246に対して、あるいはインターネット・サー 0の中のアカウンティングおよびディレクトリのサーバ アカウンティング・サーバ248はユーザの代わりにア 8 によってサポートされるインタフェースは料金請求シ ステム (図2には示されていない) に対してTCP/1 ル)のトランスポート上で米国マネジメント協会(Am tion) (AMA)の料金請求レコードのフォーマッ **は、このネットワークに対する無様プロトコルをターミ** ンティング/ディレクトリ・サーバ248などがある。 P (転送制御プロトコル/インターネット・プロトコ トで、そのアカウンティング情報を送信する。

のレート (CBRトラヒック) または各種のパースト性 いる。基地局はそのセルの内部の1つまたはそれ以上の リモートに対して向けられているダウンリンク・パケッ [0025] 本発明が利用される代表的な無線ネットワ のリモート・ホスト (ノード) があり、追加の有線ホス **ードは無線リンク上で基地局と通信することができる任** 敵の装置を含むことができる。固定是のパケットが一定 のランダム・プロセスに従ってリモート・ホスト (「リ クセス方式に従って、その基地局に対してアップリンク 送信されるまで、そのリモートにおいてバッファされて トをブロードキャストする。アップリンクおよびダウン ド幅を動的に共用できるようにするために、単独の周波 数チャネル上で時分割されている。本発明の方式は周波 数分割半二重方式(FDHD)および周波数分割全二重 5。基地局はリモート・ホスト(リモート・キュー)お -クにおいて、各セルには1つの基地局およびいくつか トがある場合もない場合もある。リモート・ホスト/ノ モート」)に到着する。そのパケットは、チャネルのア リンクの通信はアップリンクおよびダウンリンクのパン **方式 (FDFD) のシステムに対しても使うことができ** よび有線ホスト(ローカル・キュー)の両方からのパケ ット送信の順序をスケジュールするために、ゴールスタ 8

ニのセルフクロック型公平キューイング・アルゴリズム

タイム・スロットの長さは実装されている特定のシステ **4に基づいて望定される。100例として、いれは10** のATMセクのペイロードに無核およびMAC固在のく ッダを加えたものを送信するのに必要な時間に等しい値 にすることができる。アップリンクおよびダウンリンク のトラヒックのマルチプレックスはTDDおよびFDH D) に基づいている。 送信するパケットを持っているリ **ホート・ホストは、熨水チャネルを絶由して基地局に対** してアクセス要求を送信する。各リモートがそのような **熨状を行う正確な方法は、そのリモートのトラヒックが** パースト첱であるむ、あるいは一定のピット・レートで [0026] 本発明のオン・デャンド多<u>M</u>アクセス公平 キューイング(ODMAFQ)方式はアクセス要求チャ ネルおよびパケット送信チャネルがスロットごとのベー スで形成されるタイム・スロット型のシステムである。 Dのシステムに対する時分割デュープレックス(TD あるかどうかによって変わる。

【0021】 熨水チャネル上での浴値は多風アクセスの る。嬰状テーブルはそのセルの中のすべてのリモートお よび右線ホストのそれぞれに対して1つのエントリを含 んでいる。各エントリはリモート/有線ホストの識別タ グおよび、サービス・タグを含んでいる関連のフィール ドを含み、タグの値が-1である場合、その特定のホス トが他に送信するパケットを持っていないことを示すた めに、好みで使われている。有線ホストは基地局に対し **てローカルであるので、それらは要求アクセスのプロセ** ペースで行われる。正常なアクセス要求を受信すると、 基地局は要求テーブルの中の該当のエントリを更新す スを実行する必要はない。

ンクのトラヒックの治信をスケジュールし、そしてサポ 払んによ、ベンド値を勧めに割り当ちる。基地局に終け 知られているすべての右線ホストの現在のキュー情報お よび予約要求を通じて、その基地局に対して送られてい ップリンク遊信の上にピギーバックされるか、あるいは **ズ以外に、トラヒックの特性およびQoSの嬰状条件に** るリモートのキュー情報によって、ホストからのパケッ トの送信順序をスケジュールするためにサービス・タグ が使われる。予約要求は既にスケジュールされているア 競合モードにおいて要求アクセス・チャネルを経由して [0028] 基地局はそのアップリンクおよびダウンリ ートされているすべてのホストの現在のバンド幅のニー 基地局に送られるかのいずれかである。

2230に送られ、それはリモート2210および有線 ホスト2240の両方に対して、それぞれの送信すべき [0029] ODMAFQ方式の1つの実施形態が図2 クセス・チャネル2220を経由して基地局2212に 対してアクセスを熨状する。 正常な熨状がスケジューラ 2に示されている。リモート・ホスト2210は要求ア

してピギーバックする。このようにして、競合モードに して2234のパケットを送信する。そのリモートに送 旨されるべき迫加のパケットがある場合、それは送信チ オネル2250を経由して、送信中の現在のパケット2 特定のリモート2210が送信チャネル2250を経由 234上に次のパケットに対する予約要求を2252と おいて次のパケットに対する要求2212を、要求アク **時期について2232に通知する。その時刻になると、** 

モートにパケットが到着すると、2314においてその [0030] 図23のフローチャートに示されているよ うに、2310においてバッファ・キューが空であるリ

セス・チャネル2220を経由して送信する必要性を回

トおよび競合の特徴時間について基地局(アクセス・ポ ち、連続性の比較的高いパケットまたは他のデータのフ ローを趙供する場合、そのリモートは2320において ント (ACK) が、そして2328において送信軒可が 基地局から受信されたと判定されると、そのリモートは 2330において、その送信許可の中で指定されている タイムスロットの中で第1のパケットを送信する。23 32において接続の特続時間が過ぎるまで、2328に おいて基地局はリモートに送信許可を提供し続ける。そ のコネクションの将続時間全体に対してアクセス要求は アクセス要求を行い、そして自分のパケットの到着レー イント) 行哲の中る。2324においたアクノワッジメ ソースがパースト性であると判定された場合、すなわ 一角だけらぬけ。

るかどうかを2362において判定する。残っていなか 14において判定されたとき、すなわち、そのソースの 連続なアートひめった場合、そのリモートは2350に の送信要求を正常に受信したとき、それは要求テーブル の中の対応しているエントリを更新し、そのアイデンテ リモートはそのキューの中に迫加のパケットが残ってい [0031] 対照的に、パケットが2310においてバ ットがバースト性のソースからのものであることが23 パケットまたは他のゲータ・フローのフートが非常に不 要求アクセス(RA)チャネル経由で行う。そのチャネ **ートからのアクセス要求は、そのリモートの呼出しのセ** ットアップまたは厚出しのハンドオフにおいて割り当て られたアイデンティティを含む。 基地局がリモートから イティを持つリモートが送信するためのパケットを持っ ていることを示し、そして次に、ダウンリンク・チャネ ル上でアクノレッジメントをブロードキャストする。そ のリモートは2354においてACKの受信を待ち、2 った場合、そのパケットは2366において普通に送信 される。しかし、2362において送信を待っている他 ッファ・キューが空であるリモートに到着し、そのパケ おいて競合モードにおいてアクセス要求をアップリンク ルは複数の子約ミニスロットから構成されている。リモ 358において送信軒回を待つ。 パケットの送信時に、

めのパンド幅予約要求を現在のパケットに乗せて(ピギ このピギーバックは観合のない予約要求として働き、し たがって、バッファが空であるリモートの到着している パケットだけが、アクセス要求を渋るためにリモートを のパケットがあった場合、リモートは次のパケットのた ーパックして)2370において治られるようにする。

【0032】図3~図9Dに履していてで説明なれてい るのは、周波数分割半二重伝法(FDHD)モードおよ び周波数分割全二重伝送(FDFD)モードに対する拡 張を含めて、本発明の原理に従ってインターネット・ア **お式のためのファー4のフォートットの観明的な倒やも** Q)方式を使って周波数分割の半二重伝法および全二重 伝送モードの両方においてネットワーク制御を提供する ことができる。ここで示されているフレームのフォーマ ットは例が示されているだけであり、本発明の分野の技 ト、そして無縁送信に適しているフォーマットは発明の る。したがって、図23に関して説明されているオン・ クセス・システムに対する媒体アクセス制御 (MAC) 術に普通の技量を有する人に知られているフォーマッ デマンド多<u>菌アクセス公平キューイング(ODMAF</u> **範囲に入っている。** 

[0033] FDHDおよびFDFDのモードの両方に 1.2で送信する。図3および図4はダウンリンクおよび おいて、アクセス・ポイント (AP) はリモート・ホス リモート・モードはAPに対してアップリンクの周波数 アップリンクのフレーム構造を、それぞれFDHDの場 合に対して示している。ダウンリンクおよびアップリン クの送信時間の長さは同じである必要でないことに留意 されたい。 たとえば、ダウンリンクとアップリンクの法 信時間の比が4:1である(ダウンリンクの送信がアッ プリンクの送信より長い) のが最適であることをトラヒ ックのキャラクタリゼーションが示している場合、ダウ アップリンクのフレーム・サイズにx msを割り当て ソリンクのファーム・サイズに4x msを割り出て、 トに対してダウンリンクの周波数 f 1で送信し、一方、 る場合に、最適の性能が得られる。

[0034] 図3に示されているように、本発明のFD ガードおよび/またはプリアンブルのビット310 (同 期用のピットとして使うことができる)、 媒体アクセス **勘御(MAC)のヘッダ312、政る権のピーコン・メ** ット情報350、および送信スケジュール322、前の アップリンク・フレームにおけるミニスロットの予約の **ちものアクノフッジメソト(ACK)、 哲のアップリソ** HD方式に対するダウンリンク・ファームは物理層のオ ッセージなどの各種の慰御メッセージ314、送館即可 320、次のアップリンク・ファームに対するミニスロ ク・フレーム330の中で法値されたゲータに対するア クノレッジメント、ブロードキャスト/マルチキャスト **一パヘッドを含む可能性がある。それらは、たとえば、** 

8) 355などがある。たとえば、ダウンリンク・フレ メッセージ380、および先行している各データ・メッ セージに対するファーム・チェック・シーケンス (FC **一ムは送信幹可、ミニスロットの予約のためのアクノレ** ッジメント、およびユニキャスト・メッセージだけから ゲータ・メッセージ360、ユニキャスト・データ 構成することができる。

それらのロケーションを記述する。フロー制御情報はコ マネジメント・パラメタなどを含むことができる。負荷 高度なものであってもよい。 負荷測度は許可制御および ニスロットの情報は次のアップリンク・フレームがあれ ば、その中で、存在する予約ミニスロットの数、および ネクション・クッキー(Cookie)(アイデンティ 【0035】 いくしむの重御メッカーツ ロンロードサナ **刨度の情報はそのAPにしいて铅像されたリモート・ノ** アクティブなリモート・ノードの毎倍な数などのもっと く、それは負荷側度、予約ミニスロットに関する情報、 フロー慰御情報、アクノレッジメント、およびパワー **しドの教などの、母篤なものやもったよい。 もるいは、** スト・メッセージ360の一部分であることが好まし AP間での負荷パランスのために使うことができる。 ティ)およびXon/Xoffの指示を含む。

・メッセージの一色でもゐアクノフッジメント・アット のような単純なものであってよい。あるいは、もっと高 に対するアクノレッジメント 340はブロードキャスト ンス猫母を指定する別のユニキャスト・メッセージであ 定の基本スロットを備えたフレーム構効を使う場合、必 む。後者の場合、各メッセージが別々のフレーム・チェ ック・シーケンス(FCS)を持つ必要がある。「隠れ 端末 (hidden terminal)の問題」のた めに、治価されるすべてのファームがアクノワッジされ [0036] アップリンクのユニキャスト・トラヒック ケィおよびアクノ ワッジされる くきメッセージのシーケ ってもよい。前者の場合、アップリンク法侶がN個の因 既なもの、たとえば、そのコネクションのアイデンティ **要なアクノレッジメント・ピットは最大でもN個で済** る必要があることに留意されたい。

/一ドからの送信を含む。各リモート・ノードからの送 伯はガード・ビット、プリアンブル・ビット、フレーム す。代わりに、単に「moro」を使うだけでなく、送 **慰御アット、アクノワッジメント、および/またはゲー** タ・メッセージを含む。 ファーム監御アットのうちの1 つは「more」ピットであり、それはそのリモート・ ノードには送信すべきデータがまだほかにあることを示 信されるために扱っているパイトの数、あるいは固定サ 【0031】データスロット380は複数のリモート・ イズのパケットの数を特に指定することができる。

合のない期間415から構成される。競合期間410は [0038] 図4に示されているように、FDHDのア ップリンク・フレームは一般に競合期間410および競

<u>6</u>

にすることができる。各競合予約スロット422はさら れが予約ミニスロットと呼ばれる。各ミニスロット43 スロット420は小さなデータ・パケットを送信するた めのデータスロットとして利用することもできる。競合 1つまたはそれ以上の競合スロットを含み、各競合スロ ットは競合データスロット420または競合予約スロッ ト422のいずれかである可能性がある。競合のない期 レッジメント440 および複数データスロット480お よび486から構成される。必要な場合、これらの競合 スロット420および422は一緒にまとめられるので はなく、フレーム全体にわたって一様に分布されるよう に 1個のサブスロット430に分割することができ、そ 0 は1 つのリモート・ノードのアイデンティティを含め るのに十分な長さ、一般には約30パイトである。競合 のない 凝配 4 1 5 は 篤粋の A C K ファーム 4 4 0 、 篤特 のデータ・フレーム480、および/またはデータ48 8 およびACK 490の部分の両方を含んでいる組合せ 関415は前のダウンリンク・スロットに対するアクノ のフレーム486を含むことができる。

る可能性がある。 たとえば、 競合予約スロット422の る予約ミニスロットの数は遊んでいるミニスロットと全 【0039】ミニスロット430の数は動的に変更され 中にk個のミニスロットがあり、競合スロットが合計N 個ある場合、そのうちのN 1 が予約スロット422であ り、それは合計N1\*k個のミニスロットを含んでいる **場合、残りの(N-N 1)個のスロットが現在競合のデ 一タスロットである。そのシステムに必要な予約ミニス** ロットの最小個数および最大個数がある場合、利用でき 体のアップリンク・キューの長さのパーセンテージに基 **ひいた動的に変更することができる。ミニスロットの教** を動的に変更するためのいくつかの方法が図12A~図 12Dに関連して後で説明される。

することができる。たとえば、MACのアドレスが或る 【0040】システムに対してアクセスを得ようとして いろリモート・ノードに対して異なる優先度を割り当て は競合予約スロットの数である)各種のグループに分割 クセスすることが許され、一方MACアドレスが別の範 田内にあるリモート・ノードの高い優先度のグループは ようにすることができる。代わりに、優先度のクラスは MACアドレスではなく、コネクションのアイデンティ 範囲内にあるリモート・ノードのグループはM<sub>2</sub>個まで のミニスロット (ここでM2<M1) にだけランダムにア M<sub>1</sub>個までのミニスロットにランダムにアクセスできる るために、MI=N1\*kのミニスロット (ここでN1 アイに基づいてノードに対して割り当てることができ

病院または警察の職員などの緊急の応答を必要する機関 に対して特に有用であり、通常の無線モデムよりアクセ スの優先度が高い無線モデムを提供することによって実 現することができる。また、この機能は高いアクセス優 る。優先度割り当て機能は特に有用である。たとえば、

先度に対して料金が高くなってもよい顧客に対するサー ピス・クラスとして販売されるようにすることができ

ンク562はAPから見たように示されており、そして [0041] 図5に示されているように、周汝敬分割金 二重伝送 (FDFD) モードにおけるアップリンク・フ レーム502および512はダウンリンク・フレーム5 62および572と同期化されている。図5の中で見ら れるように、アップリンク・フレーム502は無線モデ ムから見たように示されており、アップリンク・フレー ム512はAPから見たように示されており、ダウンリ ダウンリンク・フレーム572は無線モデムから見たよ うに示されている。図5において、APは無線モデムに し、それが514としてAPによって伝播遅延時間Tp 520の後に受信されている。その間に、APは既にダ ウンリンク・フレームn+1 564の送信を開始して 応答して、エンド・システムの処理時間Tcpeの後、無 対してダウンリンク・フレームnを以前に送っていて、 それは伝播遅延時間T゚の後に受信されている。それに 線モデムはアップリンク・フレームn 504を送信

テムの処理時間、T<sub>cpe</sub> 550は、O<sub>u</sub>より小さいと仮 だされている。したがって、無線ノードからのアップリ 統時間fdは、たとえば、次のアップリンク・フレーム の開始の前に、前のダウンリンク・ファームから送信軒 5。フレーム・サイズfdはfd≧2Tp+TAP+Tcpe +TRであるように選定される。ここでT<sub>p</sub> 520は選 延時間、T<sub>A</sub>p 540はAPの処理時間、T<sub>C</sub>pe 55 [0042] それぞれのリモート・ノードにおけるモデ ムが送信許可の中の情報に働き掛けるための十分な時間 があるようにするために(たとえば、ダウンリンク・フ ソームnの受信後に、直後のアップリンク・ファームに 定されている。ここで無線モデムにおけるエンド・シス ンク・フレームn+1 506は、APからのダウンリ ンク・フレーム574の (n+1) 番目の最後のピット 可が受信されるように、モデムが競合スロットのフィー ドバックを受信して処理するように選定される必要があ が、そのノードにおいて受信されてから、Ouの送信時 0 はエンド・システムの処理時間、TR 530は送信 ついて)、アップリンク送信時間のオフセットOuが規 間後に開始される。オフセットOuおよびフレームの枠 杵可の送信時間、そしてOu≧Tcpeである。

[0043] したがって、図5において、無線モデムが アップリンク・フレームn 504の送信を開始すると き、APは既にダウンリンク・フレームn+1 564 を送信中である。無線モデムはそれがアップリンク・フ !のダウンリンク・フレームn+1を受信中である。A Pは544のアップリンク・フレームnを、それがダウ ンリンク・フレームn+2 566の送信を開始する前 /- An 504の送信を開始したときには、既に51

フレームn + 1 5 6 6 は無線モデムによって伝播運延時 送信し、そしてそれはAPにおいて516として伝播運 ウンリンク・フレームn + 3の送信568および受信5 椒モデムはアップリンク・フレームn+1 506をエ ンド・システムにおいて処理時間Tope 550の後に のアップリンク・フレームを受信する。ダウンリンク・ ・フレームn+2の送信508および受信518と、ダ 関Tp 520の後に576として受信されている。無 に、T<sub>R</sub> 530+T<sub>AP</sub> 540の時間だけ前に544 延時間Tp 520だけ後に受信される。アップリンク 78に対して同様な同期化が発生する。

【0044】基本のダウンリンクMACフレームの構造 けいへんかのサブファームから構成されているファーム である。熟教の数のフレームから作られているスーパフ レームを定義することもできる。フレームの特続時間は る。厳しい条件がない場合、そのサブフレームの長さを スが各フレームの時間内に固定のパンド幅を受け取れる ようにするのがよい。各個域をさらに基本スロットに細 それは2msに固定されていて、10のフレームの中に 可変にすることができる。そうでない場合、その或るソ **ースの厳しい遅延時間の条件を摘たすために、各フレー** R)とに分割し、そのような避延時間の条件があるソー 実際の物理的な送信レートによって変わる。たとえば、 ムを同期転送領域(STR)と非同期転送領域(AT 含まれているサプフレームの数は変化する可能性があ 分割することができる。

0は、通常は少なくともフレーム制御ビット、発信元お [0045] 図6Aは本発明による一般的なMAC層の ダウンリンク・ブロードキャスト・サブフレームのフレ ーム・フォーマットの具体例を示している。この例のM り、これ以外に物理層のオーバヘッド601(ガードお よびプリアンブル・ビット) がある。MACヘッダ62 よび受信先のMAC7ドレス、およびフレームの特税時 聞を含んでいる。図6AのMACヘッダの具体例は、1 バイトのレフーム整御(FC) レィーラド602、2ベ イトのファーム枠統時間フィールド630、6パイトの 発信元のMACアドレス632、6バイトの宛先MAC ールド636を含み、シーケンス制御フィールド636 は12ピットのシーケンス番号と4ピットのフラグメン ト番号に細分割されている。明らかに、必要なハンドオ フのタイプによって変わるが、任意の他のMACフォー マットを使うこともできる。フレームのフォーマットは そのシステムを最も効率的にするような方法で実装され フレーム・ボディ622、および2または4パイトのフ アドレス 634、および2パイトのシーケンス慰御フィ ACフレームには、17パイトのMACヘッダ620、 レーム・チェック・シーケンス (FCS) 624があ

[0046] 図6 Aの**以存**図の1パイトのファーム鬿御 フィールド602は、2ピットのプロトコル・バージョ

**的しておくことができる。他の実装ももちろん実現可能** ビットのフラグを含む。これらのフィールドがすべて不 /觀別子604、1ピットの「more fragme 5、1 ピットの「再送信」指標 6 0 8、1 ピットの X o n / X o f f 信号 6 1 6、1 ピットの暗号化オン/オフ ・フラグ (WEP) 614, 1ピットの 「more d ata (データがまだ他にもある) 」指標612、およ ひパワー・マネジメント、オン/オフ610のための1 要である場合、任意の残りのピットを将来使うために予 n t (フラグメントがまだ他にもある) 」の指標60 でわり、発明者によって考慮されている。

図6日に示されている。図6日のこの特定の具体例にお いて、フレーム・ボディ622は、ピーコン・メッセー ジ640、前のアップリンク予約ミニスロット626に 対するアクノレッジメント、送信許可650、送信スケ 28に対するアクノレッジメントを含む。フレーム・ボ ド602、2パイトのファーオ枠続時間フィールド63 [0047] 本発明によるブロードキャストまたはマル チキャストのダウンリンク・フレームのフォーマットが ジュール660、プロードキャスト/マルチキャスト・ メッセージ670、および前のアップリンク・データ6 フレーム・ボディ622の前にはMACヘッダ620が **あり、それは1パイトのファーム監御(FC)フィール** 0、6パイトの発信元のMACアドレス632、6パイ トの充先MACアドレス634、および2バイトのシー ディ622の後にフレーム・シーケンス624が続き、 ケンス慰御フィールド636から構成されている。

ル、タイムスタンプ、負荷側度、オプションのFCSお **電子通信学会(I EEE)の標準規格802.11にお よび機能情報を含む。 アーコン・メッセージの機能権数** ど)、再送信の最大回数、ダウンリンク/アップリンク の送信時間比、アップリンク・フレームのサイズ、ミニ スロットのサイズ、サービスの品質(QoS)の機能な どの情報を含むことができる。負荷側度情報がある場合 の数を含む。 ピーコン・メッセージのボディ641はそ [0048] 図6Cは図6Bのビーコン・メッセージ6 46 (図3の314) のフォーマットを示している。ピ しコン・メッセージのボゲィ614は一般に、メッセー ジ型フィールド、APのアイデンティティ(米国館気・ は、FDFD/FDHDオプション、幹可されるユーザ オプション(暗号化が使われているか、あるいはどのよ は、それは一般に関連付けられているリモート・ノード の前にタイプ642の「慙御」およびサブタイプ644 の最大数、最大のペイロード・サイズ、セキュリティ る)、 法値のパワー・アベル、 ガーコンのインターバ うな暗号化のフォーマットがサポートされているかな いてESS-IDおよびBSS-IDと呼ばれてい の「アーコン」のフィールドが付いている。

【0049】図6Dは図6Bの具体例の送信許可のフォ -マット650 (図3の320) を示している。送信許 (12)

梓開平11-261623

#1において送信を開始することができ、そしてエ 可のボディ651はその哲にタイプ652の「慙御」お 56を含んでいる。3パイトの各送信許可656はリモ 特統時間659 (エンド・スロット) を含んでいる。 示 されたいる倒の中で、メッセージ取655は6パイトで ブファームは篤粋の協信幹回の後、そしてどれかの篤粋 よびサブタイプ654の「送信許可」フィールドが先行 している。この具体例においては、送信許可のポディ6 5 1 はメッセーツの長さの指摘655と送信幹回の数6 しト・ノード虫たはコネクション 657のアイゲンティ ティ、開始時刻またはスロット658、およびそのリモ ート・ノードまたはコネクションが許されている送信の あり、2つの送信許可656が続いていることを意味し ている。第1の送信幹可656はリモート・ノード65 7 #3に対するものであり、それは開始スロット65 # 5に対するものであり、それは開始スロット658# 3において送信を開始し、そしてエンド・スロット65 9 #5まで送信することができる。APがダウンリン クのユニキャスト・データおよび送信軒可の両方を送信 する相手の無線モデムの送信許可に対して、異なる「タ イプ」および「サブタイプ」のラベルを使うことができ る。送信許可およびスケジュールを組み合わせているサ ンド・スロット659 #2世で法値することができ る。第2の送俗幹可656はリモート・ノード657 の送信スケジュールの前に送られることが好ましい。

[0052] 図7 Aは本発明によるダウンリンクのユニ

2も「データ」である。

ジュール661 (図3の322) によって、そのAPに 関連付けられているリモートのノードまたはコネクショ ば、そのリモート・ノードまたはコネクションに対する でいるピットマップの形式、たとえば、「011000 0000101は、12個のリモート・ノードのうちの 第2、第3、および第110ノードに対するコニキャス たとえば、リモートのノードまたはコネクションの1D ルのフォーマットを示している。オプションの送信スケ ンが、それのに対して湖のれるべむゲータがスケジョー ルされていなかした協合、パワー・ダウンするいとがで 伯スケジュール 6 6 1 は 2 つの形式のうちの 1 つを取る ユニキャスト・データの存在を示すための「1」を含ん ト・データをそのフレームが含んでいることを示すよう または開始時刻、およびそのノードが送信することを許 【0050】図6Eは図6Bの具体例の法怙スケジュー さる。送伯スケジュールのボディ661はその前にタイ されている枠続時間(送信許可の中に含まれているデー にする。毎2の可能な形式は、より高度化されており、 プ662のタイプ「制御」およびサブタイプ664の ことができる。その第1の形式は単純であり、たとえ 「送信スケジュール」のフィールドが先行している。 タと同じもの)を含んでいる。

70 (図3の360) を示している。 ペイロードのボゲ 【0051】図6Fは図6Bの具体例のプロードキャス トまたはマルチキャストのペイロード・フォーマット6

イ671は各種のデータ・メッセージまたは制御情報を 含むことができ、そしてその前にタイプ・フィールド6 る。これらのフィールドはペイロードのボディ6710 ブからのブロードキャスト・メッセージを含んでいる場 合、タイプ672は「データ」であり、サブタイプ67 7 2およびサブタイプ・フィールド614が先行してい 671が戦合ミニスロットの個数およびそれぞれの位置 数」であり、一方、ペイロードのボディ611が無縁く 内容に従って変化する。たとえば、ペイロードのボディ を合んでいる場合、そのタイプ674は「制御」であ り、そしてサブタイプ672は「競合ミニスロット情

の例は制御メッセージであり、たとえば、アクノレッジ メントおよび/または「more data」情報を伴 サブフィールド102、2パイトのフレーム特徴時間フ キャスト・サブフレーム100のフレーム・フォーマッ トの具体例を示している。ユニキャストのサグンレーム およびデータ・メッセージなどである。「more d atajの情報は、MACヘッダのフレーム制御702 る。図7.Aに示されているダウンリンク・ユニキャスト ・ サブレフー 47000 空口、1パイトのレフー 4 無色 イールド104、6パイトの発信元のMACアドレス1 06、6パイトの宛先MACアドレス108、および2 パイトのツーケンス 慙御 フィールド 7 10 かねんたいる MACヘッダ701を含む。ダウンリンクのユニキャス ト・サブフレーム100の残りの部分は、ユニキャスト のデータ・ボディ720およびフレーム・チェック・シ のサグレィールドの中の1 アットなどの母篤なものとす ることができ、あるいは法信されるべく残っているバイ **も関連の応答ファームおよびフロー制御要求ファーム、** トの数などの、より特定された表現とすることができ ーケンス (FCS) 712から構成されている。

のこの特定の具体例において、ユニキャスト・データの の1つまたはそれ以上を含んでいる。存在する場合、m フレームのフォーマットの具体例を示している。図1B み、その後に競合アイデンティティ(CC)フィールド K746、および「more data」 748のうち ore dataのフィールド748は単純に1ピット [0053] 図7Bは本発明によるダウンリンクのユニ キャスト・ゲータ・ サブファームに対するフロー制御の ボゲィフ 20 はタイプ・フィールド7 2 2 「艶御」 およ 126が続く。データ・フィールド130がその後に続 【0054】図7Cは本発明によるダウンリンクのユニ キャスト・ゲータ・サブフレームに対するゲータ・フレ ーム・フォーマットの1つの具体例を示している。図7 Cの具体例において、ユニキャストのデータのボディ1 20は次のフィールド、ずなわち、データ144、AC ぴサブタイプ・フィールド724「フロー制御」を含 き、それはXon/Xoffのビットを含んでいる。

0「データ」から始まり、その次に、フィールドの構成 のフラグであるか、あるいは残りのバイト数を示すこと ができる。ACKフィールド746がある場合、それは シーケンス番号またはピットマップの形を取ることがで きる。データのボディ120はタイプ・フィールド74

K」を含むことができるサブタイプ・フィールド7 4 2 K」、「データ+ACK+More」、または「AC によって変わるが、値「データ」、「データ+A C

のファーム監御サブフィールド756、2パイトのファ ス (FCS) 164から構成されている。 ユニキナスト 【0055】100無様モデムについたロネクションが は、図1Dに示されているように、発信元のMACアド レス・フィールドのオーバヘッドなしに、ブロードキャ スト・サブフレームの後に付加されるように連結するこ とができる。図1Dのフレームはブロードキャストのサ ブフレーム750と連結されているユニキャストのサブ フレーム100から構成されている。 ブロードキャスト のサブフレーム750は6パイトの発信元のMAC7ド レス152、6パイトの宛先アドレス154、1パイト ーム枠続時間フィールド158、2パイトのシーケンス 恵錚フィールド760、グロードキャスト・ゲータのフ イールド162、およびフレーム・チョック・シーケン のサブフレーム100は6パイトの炻先MACアドレス 2、2パイトのフレーム特統時間フィールド104、2 パイトのツーケンス 慙治 フィールド 7 10、タイプ・レ イールド122、サブタイプ・フィールド124、コネ クションのアイデンティティ726、データ・フィール ド730、およびフレーム・チェック・シーケンス(F CS)712から構成されている。 ユニキャストのサブ レフーム1000中のファーム整御フィーグド102年 の中のビットが頻繁に変わることが予想される場合に含 められる。ユニキャストのサグファームのファーム勉御 フィールドが比較的静的であると期待できる場合、それ は必要な特殊な機会において以外は省略されることが多 1 つだけしかない場合、ユニキャストのサブファーム 708、1パイトのファーム整御サグフィールド70

のブロードキャストおよびユニキャストのサブフレーム ムの送信時間の合計がxmsのフレーム構造の内部に ードであり、与えられたタイム・ウインドウの中で2つ [0056] 同期の目的のために、APはダウンリンク を、ブロードキャストおよびユニキャストのサブフレー 入るようにスケジュールすることができる。ここで×は 合、無線モデムからのアップリンク通信はバースト・モ そのような衝突はAPにおいてのみ検出することができ る。また、各法官のパーストは或る程度の物理層のオー 以上のモデムが送信する場合には衝突の可能性がある。 一般に 5 msである。しかし、アップリンク送信の場

い遅延の条件を達成する機能を提供しながら、より良い [0057] これらのファクタを考慮するために、図8 Aに示されているように、同期トラヒックに対する厳し ム構造が定義されている。示されている例の中では、各 アップリンク・ファームはその特徴時間がx msでも 同期化を可能にする、アップリンク送信のためのファー り、その中で2msのフレームが使われている。各x パヘッドを含む必要がある。

(STR) 810、および非同期転送領域 (ATR) 8 12に細分割されている。同期転送領域810はCBR あり、そのうちの16バイトがペイロード・フィールド ライクな一定ピット・レートのトラヒックを概法するた めのデータスロットを含む。図8Aの具体例のSTR8 10の中の各同期データスロットの長さは27パイトで

nsのファームはMACヘッダ808、回越橋湖囱模

ロット822に細分割される。たとえば、競合予約スロ 3パイトから構成することができる。また、基本スロッ [0058] 図8日に示されているように、非同期転送 **領域812はN個の基本スロットに分割され、各基本ス** ロットは固定サイズのパケットを送信するためのデータ スロット、たとえば、非同期転送モード(ATM)のセ ルと等価である。各基本スロットは競合予約スロット8 20であり得る。その場合、それはさらにk個のミニス ット820は各ミニスロット822が15パイトで、6 トはデータスロット824または予約沓みデータスロッ ト826であってもよい。

は純粋な観合に対して利用できる、少なくともに個の競 ミニスロット822の数は固定とするか、あるいは動的 に変化させることができる。また、予約ミニスロットは るいはそのフレーム全体にわたって散在させることがで きる。APは利用できる競合スロットの数、予約ミニス ロットの数、および次のアップリンク・ファームの中の [0059] この例における各アップリンク・ファーム 合スロットを含む。これらのC個の競合スロットの中か を必要としない短いバースト性のメッセージを送信する ために使われるデータ競合スロット824である。こお データスロット824を追加の予約ミニスロット822 に変換することができる。前に説明されたように、予約 そのフレームの一部分の中にまとめて入れられるか、あ それらの位置を、その先行するダウンリンク・フレーム ら、N<sub>1</sub>値がパンド幅の中巻のための中巻ミニメロット に変換される。残りのC-N1個の観合スロットは予約 よびN1は変化する可能性がある。APは不使用の競合 の中にブロードキャストする。

もののいずれかを意味する。ATMのPDUに対する送 [0060] 図8 Bの中の予約弦みデータスロット8 2 6 はATMのPDUなどの固定のプロトコルのデータ・ ユニット (PDU)、あるいは可変長のPDUに対する 僧パーストは53パイトのATMセル、MACヘッダ (14)

・サーブ、またはラウンド・ロビンのキューイング規律 および物理層のヘッダを含む。1つの予約済みデータス ロット826が各ATMのPDUの送信のために割り当 てられる。可変長 (VL) のPDUに対する法信バース トは可変ペイロードにATMのPDUに対して必要な同 じオーバヘッドを加えたものを含む。可変長のPDUの 場合、各APがVLのPDUに対して可能な限り連続し ている予約済みデータスロット826を割り当てるよう 追加の予約済みデータスロットを要求するための予約済 み送信バーストの中の1 つのフィールドがあることが理 あるいは固定サイズの残っているパケットの数が、その ソースからの称来のデータ転送のためのパンド幅を予約 するために指定される。ファースト・カム-ファースト が使われているとき、MACヘッダのフレーム制御フィ ールドの中の「more」ピットを同じ目的に利用する 想的となる。キューの長さの情報を使用するスケジュー リングの規律(たとえば、セルフクロック型公平キュー セグメンテーションを最小化することが望ましい。 【0061】 競合は無駄であるので、競合を通らずに、 イング規律)が使われるとき、次のパケットのサイズ、

パンド幅を要求する。「新しい」非同期転送キューが空 ロット位置の中にある。新しい非同期転送のために、無 22のうちの1つをランダムに強択し、それ以降のフレ -- AにおいてATM/VLのバーストが送られるための であるコネクションへの新しいパケットの到着として定 袋される。次に、APは衝突を識別し、そして次のダウ ンリンク・ファームの中の予約ミニスロットのアクノワ ッジメント・フィールドを経由して無線モデムにその衡 受信されたデータに対するACK832、およびアップ [0062] アップリンク・フレームにおいて、一定ビ ット・レートの送信がある場合、それは競合のセットア ップ時に決定された固定の同期転送領域(STR)のス 線ノードのモデムはその利用できる競合ミニスロット8 突/成功のステータスを通知する。 代表的なアップリン ク・フレームが図8 Cに示されている。それは予約ミニ スロット822、前のダウンリンク・フレームにおいて る。APは実装されているサービス(キューイング)規 毎の智治に紡った、衣のアップリンク・レフームに対し てATM/VLのスロットをスケジュールする。この情 フレーム (図示せず、図3参照) を経由してそのリモー 報は送信許可およびスケジュールの中のダウンリンク・ リンク予約弦みデータ・フィールド826を含んでい ト・ノードにあるモデムに対して送られる。

858が続いている。

を含んでいる小さいMACヘッダ840、その次のコネ [0063] 図8口は図8Cのアップリンク・フレーム 子給ミニスロット822に対するファーム・フォーマッ クション・アイデンティティ (CC) フィールド842 トの倒を示している。そのフレームは発信元のMACア ドレス および 2 パイトのシーケンス 艶御 フィールドだけ

およびフレーム・チェック・シーケンス (FCS) 84

【0064】図8Eは純粋のアクノレッジメント・アッ プリンク・フレームに対するフレーム・フォーマットの 一回を示している。このフォーマットにおいて、フルM 「データ」およびサブタイプ・フィールド852 「AC K」、コネクション・アイデンティティ(C C)フィー ACヘッダ848の次に、タイプ・フィールド850 ルド854、シーケンス番号ACKフィールド856、 およびFCS858が続いている。

の一例を示している。このフォーマットにおいては、フ ールド854、データ・フィールド866、およびFC S858が続いている。図8Gはアクノレッジメントお 【0065】図8Fは蕉梺のデータ・アップリンク・コ ニキャスト・フレームに対するフレーム・フォーマット ルMACヘッダ860の次に、タイプ・フィールド86 2 「データ」およびサブタイプ・フィールド864「デ ータ」、コネクション・アイデンティティ(CC)フィ よびデータのアップリンク・フレームの組合せに対する フレーム・フォーマットの一例を示している。このフォ タイプ・フィールド872「データ」およびサブタイプ ーマットにおいては、フルMACヘッダ810の次に、

·フィールド876、シーケンス番号ACKフィールド 878、およびFCS858が続いている。図8Hは7 822「データ」およびサブ・タイプ・フィールド88 ・フィールド874「データ+ACK」、コネクション ・アイデンティティ (CC) フィールド854、データ クノレッジメント、データ、および「more」アップ リンク・ファームの組合せに対するファーム・フォート は、フルMACヘッダ880の次にタイプ・フィールド 4 「データ+ACK+more」、コネクション・アイ デンティティ (CC) フィールド854、データ・フィ 8、moreデータ・フィールド890、およびFCS ットの一例を示している。このフォーマットにおいて ールド886、シーケンス番号ACKフィールド88

RおよびATRの両方から構成され、そしてSTRの中 [0066] 上記の具体例はアクセス制御の実装および メッセージを提供するために、1 EEE802.14標 衛を採用している。 特定の例として、アップリンクのベ ンド値が2.56Mbpsであるシステムにおいて、ラ ンプ・アップ・タイム4us、32シンボルのプリアン ンオフ時間が4ヵ5である。これらのパラメータのため なる。このシステムにおいては、2msのアップリンク ネットワークへのリモート・ノードの許可のための特殊 ブル (QPSKを仮定して25.0μs)、そしてター に、物理層のPDUの各エンドにおいて20ビットのガ -ド・タイムおよび64ピットのプリアンブルが必要と ファームは640パイトに丝存する。ファームが8十 の各基本スロットの長さが27パイトであると仮定し

ば、10個の予約ミニスロット (各基本スロットが5つ て、1つのSTRスロットを備えたフレームも、たとえ の予約ミニスロットに変換されている)、2個のデータ を、ATMのPDUまたはVLのPDUに対して持つこ 競合スロット、および5個の予約済みデータスロット

クのブロードキャスト/マルチキャスト・メッセージを ページング要求メッセージとして使うことができる。ペ ク上の別のPCを呼び出すことができるようにするため に散けられている。ページング要求メッセージは有線の れたページング要求メッセージの中に1口が含まれてい る無線モデムは、その無線モデムとアクセス・ポイント との間に現在コネクションが存在しない場合の接続要求 **以冬に、よーツング巧称メッカーツわ巧称中の。 ふーツ** ングの機能はローカル・サーバを必要とする。ローカル ・サーバは、必要であればPPPサーバと同じ場所に置 くことができる。その方法は無線ネットワークを経由し てアクセスされるPCが、より効率的にアクセスされる [0067] 図11に示されているように、ダウンリン ージング要求およびそれに関連付けられている応答メッ セージは、有様ネットワーク上のPCが無様ネットワー ホストまたは別の無線のモデムが、交信したいというこ とを無線のモデムに知らせるために有用である。受信さ I Pアドレスを持っていないときに普通使われる。

に、ページング予約メッセージが定義されている。起動 しようとしているPC (PC2) 1102は, Call Initiate メッセージ1110を、そのホーム ・アジストワーション・サーバ1116を定義するロケ ーション/PPPサーバ1112に対して送信する。ホ ーム・アジストレーション・サーベ1116 は次に正し いWH/IWFを識別し、Call\_Initiate 次に、AP 1120はページング要求1130を、P C1 1104が関連付けられている無線モデム110 6に対して送信する。最後に、無線モデム1106はC all\_Initiateメッセージ1132をPC1 メッセージ1118をAP1120に対して中継する。 1104に対する呼出しを起動できるようにするため 102が無線モデム1106に付加されているPC1 [0068] 図11に示されているように、PC2 1104に対して中継する。

42をAP 1120へ送信し、AP 1120はその 1104はCall\_Acceptメッセージ1140 を無線モデム1106に対して送信すると同時に、それ にConnect\_Requestメッセージを付けて おく。次に、無様モデム1106はページング応答11 メッセージ1144をWH/IWF 1116〜中継す る。また、無線モデム1106はそのConnect\_ ReduestメッセージをAP 1120に対して中 継し、AP 1120は同様にそれをWH/IWF 1 [0069] その呼出しを受け付けるために、PC1

116に対して中継する。WH/IWF 1116はC 1104に対して送信し、そして次にCall\_Ac onnect\_Replyメッセージ1145をPC1 こらり t メッセージ 1 1 4 6 をロケーション・サーベ 1 1.1.2に対して中継して戻す。最後に、ロケーション・ サーイ1112はCall\_Acceptメッセージ1 148をPC2 1102に対して中継する。

ッセージ・ストリームの内部で優先アクセスを提供する ことができる。優先アクセスは一般にデータ・メッセー 予約スロットの中で無線モデムによって送信される可能 [0070] ODMAFQ方式は各ユーザからの同じメ ジより優先度が高い重要な制御メッセージを提供する。 性のあるいくつむの重要な慰御メッセージとしては、

要水するための関連付け要求、(b) コネクションのセ ジング要求に対して応答するためのページング応答、お 各租の可能なメッセージもサービスの品質を違えるため **求のメッセージには、コネクト要求およびページング**応 (a) 無線モデムとアクセス・ポイントとの関連付けを ットアップを要求するためのコネクト要求 (c)、ペー よび(d)しばらくの間次黙していた後、パンド価割り に異なる優先度を対応して割り当てることができる。一 段に、関連付け要求、コネクト要求、およびページング 応答 メッセージはデータ・メッセージより優先度が高い ことが基符される。1つの例として、サービス・プロバ イダがユーザをそれ以上は許可しない場合、パンド幅要 答メッセージより低い優先度が与えられ、コネクション をより強くセットアップすることができるようにすべき である。データ・メッセージのうち、たとえば、RTP i pのデータ・パケットより高い優先度が一般に与えら /UD Pパケット上で撤送される音声信号にはtcp/ 当てを要求するためのパンド幅要求などがある。また、

に、フラグメンテーションのしきい値を、MAC/SD 番号を搬送するが、異なるフラグメント番号が与えられ e Fragment」ピットが最後を除いてすべたの フラグメントに対してセットされ、次にまだフラグメン トが続いていることを示す。次に、そのフラグメントは に、フラグメンテーション/再アセンブリのメカニズム が定義されている。APおよび無線モデムは一般に、M AC層のサービス・データ・ユニット(SDU)が最大 のペイロード・サイズを組えた場合、あるいはダウンリ ンクまたはアップリンクのフレームにおいて利用できる 残りの空間を超えた場合、MAC層のサービス・データ Uがフラグメント化されるフラグメンテーションのしき い値を定義することができる。各フラグメントにはシー ケンス勉強フィールドがある。同じSDUに所属してい るすべてのフラグメントは同じ12ビットのシーケンス Cいる。 吹行、 ソフーム 艶笛 フィールドの中の「Mor 【0071】フラグメントの再送信を可能にするため ・ユニット (SDU) をフラグメント化する。代わり

(16)

最も小さいフラグメント番号から最も高いフラグメント 番号への原序で送信される。

の商省を伴う)を避けるために、特定のソース(無線モ れているMACのSDUのライフタイムを超えると、残 ることを確保する。消失しているフラグメントだけが再 送信される。エンドレスの送信遅延 (同時に生じる送信 し、そのタイマはMACのSDUがMAC層へ渡される **瞬間にスタートされる。そのタイマがあらかじめ設定さ したこのすべたのファグメントはそのソースによった格** てられ、そのMACのSDUの遊信を完了させるための に、APおよび無線モデムは、同じSDUのすべてのフ ラグメントが、新しいSDUが送信される前に送信され デムまたはAP)がMACのSDU送信タイマを維持 [0072] イン・シーケンス配送吸水を滴たすため 気みはなされない。

にそのフラグメントを組み合わせることによって、MA CのSDUを再構築する。受信先ステーションが、「m [0073] 永久的に消失したフラグメントに対してエ ソドフスに待しいとを防ぐれめに、奴信先スケーション **はシーケンス包御フィールドのフラグメント番号の順番** ore fragment」ピットがセットされている フラグメントを受信した場合、それは完全なMACのS fragment」ピットがクリアされているフラグメ ントを受信先ステーションが受信すると直ぐに、それは そのMACのSDUを再アセンブルし、それをより高い DUをまだ受け取っていないことを知る。「more 画に対して減ず。

同時に受信するために少なくとも3つのタイマを備えて タイマが維持されていないMACのSDUの受信された イフ・タイムを超過したとき、すべてのフラグメントが なった後、追加のフラグメントが受信された場合、その 【0014】 受信先ステーション (無線モデムまたはA Pなど)は、MACのSDUのタイマを維持し、そのタ イマはMACのSDNの第1セグメントの政信仰に超勢 される。受信先ステーションは3つのMACのSDUを いることが好ましい。次に、受信先ステーションは受信 フラグメントをすべて拾てる。MACのSDUの受信タ イマがあらかじめ設定された受信のMACのSDUのラ 拾てられる。受信のMACのSDUタイマが時間切れに フラグメントはアクノレッジされてから捨てられる。ま た、受俗先ステーションは、重復して受信されているフ ラグメントがあればそれを拾てるが、応答としてアクノ レッジメントは迷信する。

ルの操作は次のステップを含む。それらは、アップリン タスの通知、および送信許可経由でのアップリンク送信 [0075] 多缸アクセス方式におけるMACプロトコ クの法信パワー・アベルの確立、アップリンクの初期観 合、アップリンクの観合の解決、アップリンクのパンド 個の割り当て、APのダウンリンクのパンド幅の割り当 て、ダウンリンク慰御フィールド組由での衝突のステー

ックの場合、各モデムはコネクションのセットアップ時 **関東が1つだけ必要であるようにするために、パケット** のスケジューリングである。怖に、一定レートのトラヒ に、そのコネクションの特統時間全体に対してアクセス の到着レートをAPに知らせる。

て、アクセスを要求しているリモートの中でアップリン クのパンド幅を割り当てるよに進行し、その後、それ自 外のダウンリンク法信のためのパンド幅を1335にお いて割り当てる。各リモート・ホストはそれ以降でのダ ウンリンク送信の間に1337において送信許可を受信 するまで待ち、その1つを受信すると、自分のキューか ら符機中のパケットを送信する。その時、リモートにお けるキューが空でないと1338において判定された場 合、そのリモートは1337においてさらに送信許可を **得つために戻り、そうでなかった場合、それは1339** [0076] ODMAFQ MACプロトコルの磁作の 全体が図13AおよびBのフローチャートに示されてい 0 においてアップリンク送信のためのパワー・レベルを 設定した後、リモート・ホストは1315においてアッ プリンクの初期競合に参加し、その間に送信するパケッ る。これらのアクセス要求のいくつかが衝突していると 1320において判定された場合、それらは同じミニス ホストは1325においてアップリンクの競合解決に診 る。リモート・ホストから見た図13Aの場合、131 ロットの中にサブミットされ、箘谷しているリホート・ 加する。そうでなかった場合、APは1330におい トを持っている各リモートはアクセス要求をAPに送 において新しいパケットが到着するのを待つ。

[0077] 図13Bに示されているように、APは受 クセス要求があったかどうかにかかわらず、APはスケ ジュールされているリストが空でない限り、1380に 送信されたパケットを受信したと1385において判定 **信された競合予約スロットの中のアクティビティを13** と1365において判定したとき、APは1370にお いて予約のアクノレッジメント (ACK) を送信し、そ の新しく加わったリモートをスケジュールされるリスト おいてアップリンク・データスロットを監視し、正常に したとき、APは1390においてゲータ・ACKで応 ンク・パケットをスケジュールし、1345において正 常に競合しているリモート・ホストのアップリンク送信 をスケジュールし、1350において関連付けられた送 信許可を発行し、そして次に、1355においてダウン リンクのデータ・パケットを送信し、その後、1360 に戻って競合予約スロットの中のアクティビティを監視 60において監視する。正常なアクセス要求を受信した 1375に迫加する。1365において新しい正常なア 答する。次に、APは1340において自分のダウンリ

それによってアクセス・ポイントがバンド幅の予約を解 [0078]オプションのチャネル保持機能を許可し、

**放せずに短い時間の間、各キューが空のままになってい** 政る量の時間の間、その基地店の予約技みのパンド幅の リストの中にとどまっているようにし、その後、それは 解放され、チャネル予約のために必要なセットアップの シグナリング・メッセージングをすべて回避することに よって、潜在時間の短いリアルタイム・パケット(すな わち、音声通信などの、時間に敏感なデータのパケット **いれによって、優先度の高いコーザが、割り当てられた** ることができるようにすることが好ましい場合がある。 に対する遅延時間がほとんどないか、あるいは全くな

のタイマが時間切れになる前に、新しいパケットがその ナネル保持機能を必要としないバースト性のソースの揚 い)を助成する。この機能を利用して、キューが空であ 無線モデムに到着する限り、その無線モデムは新しいア クセス要求を行う必要なない。APにおいては、この機 能がオンになっていた場合、APはその無線モデムから の最後のアップリンク・データ送信が、キューが空であ ることを示していた場合であっても、代わりのアップリ ンク・ファームごとに、この特定の無線モデムに対して 1つのデータスロットに対して送信許可をやはり割り当 てる。また、また、APはタイマもスタートさせる。そ のタイマが時間切れになって、APがその無線モデムか ら新しいパケットを受信していなかったとき、APはそ の予約済みのパンド幅リストからその無線モデムを取り なく。このチャネル保持機能は、ベンド幅の予約プロセ スが完了するまでに少し時間が掛かる場合に悔に有用で ある。それによって、吹々にすぐ続けて到着するのでは なく、各データ・パケットに対する競合による別のパン ド幅予約要求を保証するほど選くは離れていないリアル タイム・パケットの低い潜在性を許す。しかし、このチ 合、パケットが到着してバッファが空であることを知っ たとき、そのモデムは競合ミニスロットの1つを経由し TAPに対してアクセス要求をやはり送信することにな るとき、無線モデムにおいてタイマがトリガされる。

[0079] 図17に示されているように、ODMAF Qを採用している無線ネットワークにおける基地局とい くつかのリモート・ホストとの間のデータ法信のための トの初期アクセス要求メッセージの間に確立することが ・ホストとAPとの間のアップリンクの法엽パワー・レ れた場合、その記憶されていたレベルがアップリンクの アップリンクのパワー・レベルを、そのリモート・ホス できる。使われる方法は符号分割多重アクセス(CDM A)の国際標準 IS95 「チャネル・パワー制御」のた めに使われている方法とよく似ている。特定のリモート ベルが前回に記憶されていたと1710において判定さ データ送信のために1715において使われる。そうで なかった場合、リモート・ホストは先ず最初に1720 **においた 広格のメープン・フートのパワー・フスタに勉 掛して設定されている初期パワー・アベルにおいてツョ** 

びインクリメントのステップが繰り返される。送信が最 ート・コネクションの要求メッセージを送信する。その そして、したがって、アクノレッジメントが1310に アペルは1740において、 あらか じめ来め たおくこと がたきるパワーのインクリメントの最だけインクリメン トされる。そして、その送信が成功するまで、送信およ 答的に成功したときのパワー・レベルが1135におい て記憶され、そしてそのリモート・ホストと基地局との 聞のさらにそれ以降でのデータ送信のために1715に おいてAPから受け取られなかった場合、そのパワー リモート・ホストの最初の送信が不成功であった場合、 おいて使われる。

ージが次のことに従って送信される。1.1~Mの範囲 にある乳数×が一様分布からリモート・ノードのモデム ンクの初期競合は次の方式を利用する。M個のミニスロ ットが次のアップリンク・フレームにおける競合に対し て利用できる場合、初期の (最初のときの) 競合メッセ において発生され、2. 初期競合メッセージが次のアッ [0080] この好適な実施形態においては、アップリ プリンク・ファームの中の×韓国のミニメロットにおい て送信される。

競合の間に使うことができる。送僧の前に、そのチャネ 場合、1~Mの範囲の乱数を選定する代わりに、その無 [0081] 必要な場合、キャリア・センシングも初期 ルがセンスされる。アクセスの優先度が実装されている 線モデムは1~1 [の範囲を避定する。ここで1 |はクラ スiのユーザのしきい値であり、値が低いほど優先頃位 が高い。すなわち、11+1<11を示す。しかし、競合メ ッセージが観合の予約ミニスロット嬰状メッセージでな く、競合ゲータスロットのメッセージであった場合、そ のメッセージは次の競合データスロットの中で送信され

アクセス優先度がPのクラスがあった場合、アクセス優 トップに厳格な使用の優先度を実装し、APが使用優先 ることができる。前に説明されたように、アップリンク 先度が1である各クラス(ここで番号が小さいほど優先 既の高い競合要求を受け取ったとき、その競合をサポー トする無線モデムに対して切り籠し取水ファームを送信 することによって、使用優先度の低い既存のコネクショ 【0082】3つ以上のアクセス優先度クラスを提供す 度が高いことを意味する) は1~1,の範囲のミニスロ ットの中に競合を送信することができる。ここで11= N1、Ii+1≤Iiである。このアクセス優先度の方式の のフレームはN<sub>1</sub>個のミニスロットを含む。たとえば、 ンを切り離すことができる。

同じミニスロットの中で送信するときに競合スロットの 中で発生する。また、干渉によって競合スロットの中の スは「質染 (COLLISION) 」であると位当され [0083] 衝突は2つまたはそれ以上の無線モデムが データの変造が発生した場合、そのスロットのステータ

(18)

る予約スロット、および (2) 競合のスーパスロットの でいるデータスロットである。そのAPにおいて、1つ 乱されていない。3) そのスロットの中のフレーム・チ ION)」であると宣言される。1) そのスロットの中 前に説明されたように、アップリンク・フレームの 中には2種類の競合スロットがある。それらは(1)バ ンド幅要求メッセージのためのミニスロットを含んでい のアップリンク競合タイム・スロットの中のRFエネル **ギーが評価される。エネルギーが存在していなかった場** 合、その競合スロットは「アイドル(IDLE)」と宣 べて成立した場合に「成功(SUCCESS)」である と宣言される。1) RFエネルギーがそのスロットの中 で検出された。2) そのスロットの中でプリアンブルが なくとも1つが成立している場合に衝突 (COLLIS のプリアンブルが乱されている、あるいは2) そのスロ 中にアップリンクの短いバースト性のメッセージを含ん 言される。競合スロットのステータスは、次の条件がす い。娥合スロットのステータスは、そのスロットの中に RFエネルギーが被出され、そして次の条件のうちの少 ットの中のフレーム・チェック・シーケンス (FCS) ェック・シーケンス (FCS) はエラーを示していな がエラーを示している。

ンダムに拾ってアクセス要求を送信する。拾われた競合 定された場合、APは1835においてその衝突してい [0084] 図18Aは本発明の1つの態様による、ア クセス制御のための方法の実施形態を示している。N個 810の中で構成されている。そのN個のミニスロット そのAPはN個のアクセス優先度クラスを許可するよう に構成される。1820においてアクセス優先度クラス iの各リモート・ホストは1つの観合ミニスロットをラ **ミースロットは1~N1の範囲内にある。 ににでN(i+1)** < N; そしてN」=Nである。1825において基地局は そのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロッ トを順次調べる。1830において、現在調べられてい るミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判 ないアクセス要求に対応しているリモート・ホストに対 してアクセスを許可する。現在鬩べられているミニスロ ットが衝突している要求を含んでいると1830におい **したその影響されているリモート・ノードが衝突解決を** の後、APは1845において「勝った (winnin の観合予約ミニスロットが各アップリンク・フレーム1 は複数のアクセス優先度クラスに編成されていて、各ク て判定された場合、APはACKを送信せず、それによ 1840において実行するようにさせる。衝突解決期間 話変わって、1850において鬩べられるべきミニスロ ットがまだ他に残っていると判定された場合、APは1 1835において正常に要求しているホストに対してア ラスはその優先度が異なっている。1815において、 g) 」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。 830においてミニスロットの衝突をチェックし続け、

クセスを許可するか、あるいは1840において衝突角 決の結果を待つかのいずれかを行う。

トはそれぞれ優先度が異なる複数のアクセス優先度クラ ス優先度クラスを許すように構成される。次に、186 頃次調べる。1830において現在調べられているミニ スロットが衝突していない要求を含んでいると判定され た場合、APは1835においてその衝突していないア クセスを許可する。1830において現在棚べられてい てアクセスを許可する。1850において、棚べられる セス制御のための方法の代わりの実施形態を示している フローチャートである。これはそれぞれ優先度が異なる 0 において各アップリンク・フレームの中でN個の競合 予約ミニスロットが構成される。そのN個のミニスロッ スに編成される。1815においてAPはN個のアクセ 0において、アクセス優先度クラスが i であって、スタ ック・レベルが0に等しい各リモート・ホストは、確率 アクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを クセス要求に対応しているリモート・ホストに対してア るミニスロットが衝突している要求を含んでいると判定 影響されているリモート・ノードが衝突解決を1840 において行うようにさせる。衝突解決の期間の後、AP は1845において「勝った」リモート・ホストに対し べきミニスロットがまだ他に残っていた場合、A Pは1 1835において正常に要求しているホストに対してア クセスを許可するか、あるいは1840において衝突解 [0085] 図18Bは本発明の1つの態様によるアク 複数のアクセス優先度クラスに編成されている。181 そして P1=1 である。1825 において 基地局はその P<sub>1</sub>でアクセス要求を送信する。ここでP<sub>(i+1)</sub><P<sub>1</sub>、 された場合、APはACKを送信せず、それによって、 830へ戻ってミニスロットの衝突をチェックし続け、 **改の結果を待つかのいずれかを行う。** 

使用できる好適な衝突解決の方法は3種類ある。第1の ISIONのステータス情報は無線モデムへ逆に伝えら [0086] IDLE、SUCCESSおよびCOLL れる。APはそのスロットのステータス情報をダウンリ り、2つの新しい方法と一緒に以下に説明される。シミ ュレーション結果は、説明されている第2の方法がより ソク予約アクノフッジメントのフィールドの中に聞く。 方法は1 EEE標準802、14の中で提案されてお 良いアクセス避延を提供することを示している。

[0087] I E E E 標準規格 8 0 2. 1 4 の中で提案 されている第1の衝突解決方法において、送信したい無 拾う。衝突が示されていた場合、その衝突によって影響 オフの方法に基づいて再送信する。このバックオフの方 楾ノードは予約ミニスロットのうちの1つをランダムに されたモデムは、ランダム・パイナリ指数関数的パック 範囲に一様に分布している乱数1を発生する。ここで j はそのモデムが送信を試みているパケットに対して経験 ☆は次のように操作する。1、モデムは0~2j−1の

した衝突の回数である。jが10より大きい場合、1は のモデムは同じ種類の I - 1 個の競合スロットの機会を 0~210-1の範囲の一様分布から踏択される。2. そ をスキップし、そしてその以前に衝突したパケットを次 (ミニスロットまたはデータ観合スロットのいずれか) の直後の競合スロットの機会において再送信する。

は、1402において、アクセス要求を送信する1つの て、そのノードが衝突によって影響されていると判定さ れた場合、そのノードは1408において乱数1を発生 におけるキューが空であった場合、そのノードは140 6においてそのパケットを送信し、待機状態1402~ 戻る。1405においてそのノードのキューが空でない ューの中の次のパケットの法信のためのピギーバックさ れた予約要求と一緒に送信し、そのキューが1405に おいて空であると判定されるまで、送信許可を受信した 後に1407においてピギーバックされた予約要求を付 けたパケットを送信し続け、キューが空になると最後の る。APにアクセスするために待機している無線ノード し、1410において同じ種類の次の1-1個の競合ス ロットの機会をスキップする。次に、そのノードは14 12においてその衝突したパケットに対するアクセス要 1404においてそのノードが衝突によって影響されて いないと判定された場合、1405においてそのノード そのノードは1407において現在のパケットをそのキ パケットが1406において送信され、その後、そのノ 求を直ぐ次の競合スロットの機会において再送信する。 と判定された場合、APからの送信許可を受信した後、 [0088] この方法の動作が図14Aに示されてい 予約ミニスロットをランダムに拾う。1404におい ードは待機状態1402〜戻る。

[0089] 第2および第3の方法においては、APは てすべての無線ノードに対して、予約ミニスロットの中 の各競合の結果をブロードキャストする。第2の方法に ルによって特徴付けられ、そしてスタック・レベルがの に等しい無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信 することが許可される。スタック・レベルの値が0より 大きいモデムは簡貨があるとみなされる。たとえば、M 個の予約ミニスロットがあるとき、スタック・レベルが ちの1つをランダムに拾うことができる。1つのタイム スロットの中の送信の結果に基づいてスタックのレベル を変更する。この方法によって、新しくアクティブな無 娘ノードが特定の衝突解決期間の間に、スタック・レベ (たとえば、衝突があった) 基地局 (AP) から受け取 ダウンリンクのブロードキャスト・メッセージを経由し おいては、各無線ノードの中のモデムはスタック・レベ 0 である各リモート・ノードはM個のミニスロットのう スロットの終りにおいて、無線ノードiはそのタイム・ 要求状態にある各無線ノードはそれがアクセス要求パケ **ルが0である既存の無線ノードに加わることができる。** ットを送信せず、そして指定のアクノレッジメントを

ントする。他方、無線ノードはアクセス要求の送信に成 **功したことを示している肯定のアクノレッジメントを基** ジメントの受信時にインクリメントされるかどうかを快 **らた場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメ** 地局から受け取った場合、無線ノードは自分のスタック ・レベルをデクリメントする。アクセス要求送信に参加 する各無線ノードは、そのスタック・レベルがレベルの にとどまるか、あるいは基地局からの指定のアクノレッ **亡するためにランダムに「抽躍のようなことを行う (f** lips a coin) J.

[0090] 第2の方法の規則は次の通りである。

1. 無線ノードが最初にネットワークに対するアクセス を得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデ **ータを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、** 0のスタック・レベルが割り当てられる。

2. M個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にあ る各無線ノードはM個の予約ミニスロットのうちの1つ を、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てら れたミニスロットであるとしてランダムに拾う。

って特徴付けられると、それはアクセス要求パケットを 送信する。しかし、そのリモート・ノードが0以外のス タック・レベルによって特徴付けられているとき、それ 3. その無線ノードが0に等しいスタック・レベルによ はアクセス要求パケットを送信しない。

4. そのタイム・スロットの終りにおいて、各無椒ノー ドロアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセー ジの予約アクノレッジメント・フィールドの中で自分に 割り当てられているミニスロットに対して報告されてい るアクセス要求の結果(衝突、アイドルまたは成功のい ずれか) に基づいて、自分のスタック・レベルを変更す [0091] A. アクセス要求を送信して「成功」の結 果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれ

のままにしておくかを、ランダムな抽躍の結果に基づい B. アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取っ リメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを0 た無線ノードは自分のスタック・レベルを1だけインク

C.要求状態にあって、アクセス要求を送らなかった無 嵌ノード(すなわち、スタック・レベル>0で帯貨を特 に対する予約アクノレッジメント・フィールドの中で報 っているノード)は、その割り当てられたミニスロット 告される結果が「衝突」であった場合、自分のスタック ・レベルを1だけインクリメントする。 て実行する。

ポートされている結果が「成功」であった場合、自分の D. 要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかった 無線ノード (すなわち、スタック・レベル>0で補貨状 版にあるノード)は、その割り当てられたミニスロット に対する予約アクノワッジメント・フィールドの中でレ

(50)

いて「成功」であると判定され、そしてそのノードにお れた場合、APから送伯許可を受俗した後、そのノード 要求と一緒に送信し、1439においてそのキューが空 が0であると判定された場合、そのノードは1436に ットをランダムに拾う。その要求の結果が1438にお けるキューが1439において空であると判定された場 合、そのノードは1440において現在のパケットを送 **信し、更女状態から脱出して待機状態から1432へ屎** る。1439において、そのノードが空でないと判定さ は1441において現在のパケットを、そのキューの中 の次のパケットの送信のためのピギーバックされた予約 ギーバックされた予約要求を1441において送信し続 扱りのパケットを送信し、要求状態から脱出して待機状 る。APにアクセスするため、あるいは新しいデータを 送信するために存儀している無線ノードは、1432に おいてそのスタック・レベルを0に設定し、要求状態に 入る。1434においてそのノードのスタック・レベル おいてアクセス要求の送信のために 1 つの予約ミニスロ け、キューが空になったとき、それは1440において [0092] この方法の動作が図14Bに示されてい であると判定されるまで、送信許可を受け取った後、 スタック・レベルを1だけピクリメントする。

は1446においてそのスタック・レベルを0のままに リモート・ノードのスタック・レベルが0 でないと判定 そのスタック・レベルをインクリメントするか、あるい しておくかどうかを決定する。スタック・レベルが14 46において0にとどまる場合、そのノードはふたたび 的ミニスロットをランダムに拾い、そのアクセス要求を において0ではない値になる。1434において任意の 功」でなかったと判定された場合、そのノードは144 4 においてランダムな抽題に参加し、1448において 1436においてアクセス要求の送信のために10の予 送信する。スタック・レベルが1448においてインク リメントされた場合、そのスタック・レベルは1434 された場合、1450において前の予約要求の結果が [0093] 予約要求の結果が1436において「成

「衝突」であった場合、そのノードは1452において 1450において前の予約要求の結果が「衝突」でなか 【0094】第3の衝突解決方法は第2の方法の修正版 **ったと判定された場合、そのノードは1454において** 自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。 自分のスタック・レベルを1だけデクリメントする。

その要求を再送信する。

である。第3の衝突解決力法においては、各無線ノード **付けられ、そしたスタック・レベルが0 むむる無様ノー** ドだけがアクセス要求パケットを送信することが許可さ れる。スタック・レベルが0より大きいモデムは滞箽を **持っているとみなされる。第3の方法の規則は次の通り** にあるモデムはスタック・レベルによってふたたび特徴

1. 無線ノードが最初にネットワークに対するアクセス を得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデ 一タを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、

る各無線ノードはM個の予約ミニスロットのうちの10 を、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てら 2. M個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にあ 0のスタック・レベルが割り当てられる。

って特徴付けられると、それはアクセス要求パケットを タック・レベルによって特徴付けられているとき、それ 3. その無線ノードが0に停しいスタック・レベルによ 送信する。しかし、そのリモート・ノードが0以外のス れたミニスロットであるとしてランダムに拾う。 はアクセス要求パケットを送信しない。

るアクセス要求の結果(「衝突」、「アイドル」または ジの子約アクノレッジメント・フィールドの中で自分に 割り当てられているミニスロットに対して報告されてい 「成功」のいずれか)に基づいて自分のスタック・レベ 4. そのタイム・スロットの格りにおいて、各無橡ノー ドロアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセー

【0095】A.アクセス要求を法信して「成功」の結 果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれ B. アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取っ リメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを0 た無縁 ノードは自分のスタック・レベルを 1 だけインク のままにしておくかを、ランダムな抽躍の結果に基づい

無線ノード (すなわち、スタック・アペル>0 む帯貨を ルドの少なくとも80% (あるいは何らかの怕のあらか ル」のいずれかであるとレポートされた場合、自分のス タック・レベルを1だけデクリメントする。そうでなか った場合、そのリモート・レベルは自分のスタック・レ C. 要求状骸にあって、アクセス要求を送信しなかった 枠のているノード) は予約アクノレッジメント・フィー じめ定められたしきい(値)が「成功」または「アイド **ヘラや1がけインクリメント中の。** 

D. 滞貨を持っているモデムのスタック・レベルが0ま でデクリメントされたとき、そのモデムはM個のミニス ロット(あるいは無線優先度が実践されている場合は1 |個のミニスロット| のうちの1つをランダムに拾って

32においてAPにアクセスするため、あるいは新しい る。1434においてそのノードのスタック・レベルが 9、そしてそれは図14Bの方法の図と似ている。14 データを送信するために待機している無線ノードが自分 のスタック・レベルを0に散定し、そして要求状態に入 一ドはアクセス要求の送信のために1つの予約ミニスロ 0であると判定された場合、1436において、その/ [0096] この方法の動作が図14Cに示されてお

ットをランダムに拾い、そしてそのアクセス要求を送信 する。1438において、その要次の結果が「成功」で あると判定され、そして1439においてそのノードに おけるキューが空であると判定された場合、そのノード は1440において現在のパケットを送信し、そして要 **水状態から脱出して待機状態1432へ戻る。1439** においてそのノードにおけるキューが空でないと判定さ れた場合、APから法信許可を受け取った後、そのノー ドは1441において現在のパケットを、そのキューの 中の次のパケットの滋信のためのピギーバックされた予 約要求と一緒に送信し、送信許可を受け取った後、14 41においてピギーバックされた予約要求と一緒にパケ ットを送信し続ける。それは1439においてキューが 空であると判定されるまで続けられ、そしてキューが空 になったときに1440において残りのパケットを送信 し、その後、要求状態から脱出して、待機状態1402

ることになる。任意のリモート・ノードのスタック・レ ントする。前の予約要求に対する結果が、1460にお いて「衝突していない」と判定された場合、そのノード [0097] 1436における予約要求の結果が、14 ードは1444においてランダムな抽避に参加し、14 8 4において自分のスタック・レベルを1だけインクリ メントするか、あるいは1446において自分のスタッ ク・レベルを0のままにするかどうかを知る。1446 においてスタック・レベルが0のままになった場合、そ のノードは1436においてアクセス要求の送信のため そしてそのアクセス要求を送信する。1848において スタック・レベルがインクリメントされた場合、そのス タック・レベルは1434において0でないと判定され ペルが1434において0でないと判定された場合、1 460において前のサイクルの間でのすべての予約要求 の結果が、或る「しきい値」のパーセンテージより大き いか、あるいはそれに等しいために「衝突している」と 1460において判定された場合、そのノードは146 2 において自分のスタック・レベルを1 だけインクリメ は1464において自分のスタック・レベルを1だけデ 38において「成功」でないと判定された場合、その/ に100予約ミニスロットをあたたびランダムに拾い、 クリメントする。

スケジュールおよび送信許可はダウンリンクのMACユ [0098] 隠れ端末の問題のために、送信されたすべ ニキャスト・フレームをアクノレッジするためのメカニ ズムとして使われる。無線モデムがダウンリンクのプロ **ードキャスト・フレームを受信したとき、それは先ず最** 初に送信スケジュールおよび送信許可を解釈する。その **てのフレームがアクノレッジされる必要があることに留** 意されたい。アクノレッジメントのメッセージは競合モ **一ドにおいては送られてはならない。したがって、送信** 無線モデムがデータを送信する番でなかった場合、そし

あった場合(すなわち、その無線モデムのIDがその送 信スケジュールの中にあった場合)、その無線モデムは ・レワームに丝するアクノワッジメント・メッカージや ク・フレームの中で送信許可およびユニキャスト・メッ セージの両方を受け取った無線モデムの場合、これらの モデムがそれぞれのアップリンク・データ送信の最後に リンクのユニキャスト・フレームをアクノレッジするた めに、APはユニキャストのアクノレッジメント・メッ セージをスケジュールするか、あるいはそのアクノレッ ジメント・メッセージをダウンリンクのデータ送信の上 **てその無線モデムがユニキャスト・フレームの受信者で** その直後のアップリンク・フレームの中にユニキャスト **メケジュードする。 すくれのアクノフッジメント・メッ** メッセージが送信幹可によって許可される。ダウンリン それぞれのアクノレッジメントをピギーバックすること ができるように、異なる送信許可が発行される。アップ セージが先ず最初に送信され、その後、任意のデータ・ にアギーベックするかのいずれかを行う。

[0099] 世に述べられたように、利用できる予約ミ ニスロットの数を動的に変更することができる。たとえ り、合計N個のスロットがあって、そのうちのN1個が 合計N1\*k個のミニスロットを含んでいる予約スロッ トである場合、残りのの(N-N1)個のスロットはデ -970 > 10 P C NUM\_RA\_MINALUNU M\_RA\_MAXがそれぞれそのシステムに必要な予約 ミニスロットの最小および最大の数である場合、利用で きる予約ミニスロットの数はアイドルのミニスロットと アップリンクの合計のキューの長さのパーセンテージに ば、競合予約スロットの中にk個のミニスロットがあ 格グいて動的に変化する可能性がある。

ンク・キューの長さは「q」であり、任意の時刻におい 中のミニスロットの数が「no\_mini」であり、そ いないデータスロットの数は「no\_slots」であ の程度迅速に変えられるかを調整する。判定プロセスの 操返しごとに、基地面は利用できる予約ミニスロットの ている。各方法に対して、リモート・ノードはそれぞれ のアップリンクのデータ法信の間に基地局に対してアッ ドに対して利用できる予約ミニスロットの合計数を動的 に閲整するための4つの方法が開発されている。これら の各方法において、任敵の時刻における合計のアップリ **てアイドルであるミニスロットのパーセンテージが「i** dle」であり、任意の時刻において1つのファームの して任意の時刻において 1 クのファームの中の観合した る。基地局(AP)は利用できるミニスロットの数がど その基地局の判定はこれらの方法の10の結果に基づい 【0100】アクセス要求を行うためにリモート・ノー 数をリモート・ノードに対してブロードキャストする。 プリンク・キューの長さの情報をピギーバックしてい [0101] 予約ミニスロットの数を動的に調整するた

(21)

(22)

1

```
If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
                                                                                                                                                                                                                             If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
 示されている。
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                         no_slots=no_slots-1;
                                                                                                                                     no_slots=no_slots+1;
                                                                                                                 no_mini=no_mini-k;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                   no_mini=no_mini+k;
                                                                                         If (State!=1) (
                                                                                                                                                                                                                                                                           If (State==1) (
                      れ、そして図12Aのフローチャートの中でも図式的に
めの方法1のソフトウェアによる実装が以下に与えら
                                                                                                                                                            State=1
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                            State=0
                                                                                                                                                                                                                                                   ESH2)) (
                                                                    H1)) (
```

LE)が第1のアイドルしきい値(I DLE1)より大 きくないと判定された場合、ミニスロットの数 (N) は 不変のままになる。しかし、1202においてアイドル い値より大きいと判定された場合、そして1203にお いてその状態が「1」であると判定された場合(ミニス する) 、そのフレームの中のミニスロットの数は120 その状態が「1」に散定される。1201においてアッ アップリンクのキューの長さの合計が低い方のしきい値 (LOW) より小さいと判定された場合、そして120 においてアップリンク・キューの合計の長さが高い方の しきい値 (HIGH) より大きかった場合、1202に おいてアイドルのミニスロットのパーセンテージ (1D のミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしき ロットの数は減らされたばかりではなかったことを意味 4において或る値とだけ減らされ、そのフレームの中の プリンクのキューの長さの合計が高い方のしきい値より 大きくないと判定された場合、そして1205において [0102] 図12Aに示されているように、1201 ゲータスロットの数(SLOTS)は1だけ増やされ、

第2のアイドルしきい値(IDLE2)より小さくない と判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとな ータスロットの数が1だけ減らされ、そしてその状態は 「0」に設定される。4つのすべての方法において、し 6 においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが る。しかし、1206においてアイドルのミニスロット のパーセンテージが第2のアイドルしきい値より小さい (ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意 味する)と判定された場合、そのフレームの中のミニス ロットの数は1204においてkだけ増やされ、そのデ きい値およびkの値は必要に応じてあらかじめ指定する と判定され、そして1207においてその状態が「1」 ことができる。

【0103】予約ミニスロットの数を動的に開整するた れ、そして図12Bのフローチャートの中でも図式的に t, HIGH2>HIGH1, &LTLOW2>LOW めの方法2のソフトウェアによる実装が以下に与えら 示されている。図12Bおよび図12Dの方法におい 1785,

```
If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRSH1)) (
                                                                                                                                                                          no_slots=no_slots+1;
                                                                 no_slots=no_slots+2
                                             no_mini=no_mini-2k;
                                                                                                                                                       no_mini=no_mini-k;
                                                                                                                                else if (State==1))
                      If (State==0)
                                                                                      State=2
                                                                                                                                                                                                 State=2
```

```
else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
                                                                                                                                   If ((q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2)) (
                                                           no_slots=no_slots+1;
                                                                                                                                                                                                                   no_slots=no_slots+1;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                   no_slots=no_slots-2;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                   no_slots=no_slots-1;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                 no_mini=no_mini+2k;
                                         no_mini=no_mini-k;
                                                                                                                                                                                                no_mini=no_mini+k;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              no_mini=no_mini+k;
                    If (State==0) {
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                           If (State==2) (
                                                                                                                                                         If (State>0)
                                                                                                                                                                            If (State=1)
                                                                                                                                                                                                                                      State=0;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                      State=0;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                      State=1
                                                                            State=1
                                                                                                                                                                                                                                                                              else (
H1)))
```

が1211において第1のアイドルしきい値より大きく となる。しかし、1211においてアイドルのミニスロ ットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大 味する) と判定された場合、1213においてそのフレ **一ムの中のミニスロットの数は2kだけ減らされ、その** て状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中の [0105] 図12Bの方法において、アップリンクの [0104] 図12Bに示されているように、アップリ ンクのキューの長さの合計が1210において第1の高 い方のしきい値(HIGH2)より大きいと判定された 勘合、そしたアイドルのミニスロットのパーセンテージ ないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のまま (ミニスロットの数が増加されたばかりであることを意 そしてその状態は「2」に設定される。1214におい そのファームの中のゲータスロットの数は1だけ描やさ きいと判定され、そして状態が1212において「0」 スロットの中のデータスロットの数は2だけ増やされ、 ミニスロットの数は1215においてkだけ減らされ、 れ、そして状態は「2」に設定される。

ットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大 と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの 数は1219においてkだけ減らされ、そのフレームの 合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが となる。しかし、1217においてアイドルのミニスロ 中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態 のキューの長さの合計が1210において第2の高い方 1217において第1のアイドルのしきい値より大きく ないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のまま きいと判定され、そして1218において状態が「0」 のしきい値(HIGH1)より大きいと判定された場 は「1」に散定される。

【0106】 アップリンクのキューの長さの合計が12 さの合計が1220において第2の高い方のしきい値よ

判定され、そして1220において第2の高い方のしき より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は い値より大きくないと判定されたが、1221において 下変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長 1 0 において第 1 の高い方のしきい値より大きくないと 第1の低い方のしきい値「LOW1」より小さくなく、 1220において第2の低い方のしきい値「LOW2」

キューの長さの合計が、1210において第1の高い方

のしきい値より大きいと判定された場合、アップリンク

else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE\_THRS

特開平11-261623

20において第2の高い方のしきい値より大きくないと 【0107】アップリンクのキューの長さの合計が12 判定され、そして1221において第1の低い方のしき い値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニ

て状態は「0」に設定される。

If ((q < LOW1) && (idle < IDLE\_THRESH2)) (

If (no\_mini<NUM\_MINI\_MIN) (

no\_slots=no\_slots-2;

no\_mini=no\_mini+2k;

else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE\_THRES

If (no\_mini>NUM\_MINI\_MAX) (

no\_slots=no\_slots-1;

ンクのキューの長さの合計が1250において第1の高 い方のしきい値より大きいと判定され、アイドルのミニ スロットのパーセンテージが1251において第1のア イドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニ スロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルの のアイドルしきい値より大きいと判定され、そしてミニ スロットの数が1252において許されているミニスロ ットの最小個数より大きいと判定された場合、そのフレ **一ムの中のミニスロットの数は1253において2kだ** け蹴らされ、そのファームの中のゲータスロットの数け 2だけ増やされる。アップリンクのキューの長さの合計 が1250において第1の高い方のしきい値より大きく ないと判定され、アップリンクのキューの長さの合計が 1254において第2の高い方のしきい値より大きいと 判定され、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテ ージが1255において第1のアイドルしきい値より大 きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変の ままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセ ンテージが1255において第1のアイドルしきい値よ

ミニスロットのパーセンテージが1251において第1

[0111] 図12Dに示されているように、アップリ

no\_mini=no\_mini+k;

If (no\_mini<NUM\_MINI\_MAX) no\_slots=no\_slots-1; no\_slots=no\_slots+1; no\_mini=no\_mini-k; no\_mini=no\_mini+k; ESH2)) (

のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そし ットの数は1だけ増やされる。アップリンクのキューの ンクのキューの長さの合計が1240において高い方の しきい値より大きいと判定された場合、アイドルのミニ イドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニ スロットの数は不変のままとなる。しかし、1241に ニスロットの最小の個数(MIN)より大きい場合、そ トだけ減らされ、そしてそのファームの中のゲータスロ **長さの合計が1240において高い方のしきい値より大** さくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合 [0109] 図12Cに示されているように、アップリ スロットのパーセンケージが1241において第1のア おいてアイドルのミコスロットのパーセンテージが無1 て1242においてミニスロットの数が許されているミ のファームの中のミニスロットの数は1243において

If (no\_mini>NUM\_MINI\_MIN) no\_slots=no\_slots+2; no\_mini=no\_mini-2k;

224において「0」でないと判定された場合、122 やされ、そのフレームの中のゲータスロットの数は1だ け破らされ、そして状態は「0」に散定されるが、状態 トの数は1229において2kだけ増やされ、そのフレ **一ムの中のデータスロットの数は2だけ減らされ、そし** スロットのパーセンケージが1226において第2のア 8 において状態が「1」と判定された場合、そのフレー ムの中のミニスロットの数は1230において k だけ増 が「2」であった場合、そのフレームの中のミニスロッ **【0108】予約ミニスロットの数を動的に調整するた** イドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が 1

れ、そして図12Cのフローチャートの中で図式的にも めの方法3のソフトウェアによる実装が以下に与えら 示されている。

If ((q<LOW\_THRESHOLD) && (idle<IDLE\_THR && (idle>IDLE\_THRES If (no\_mini>NUM\_MINI\_MIN) If ((q>HIGH\_THRESH)

計が1244において低い方のしきい値より小さいと判 まとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセン テージが1245において第2のアイドルしきい値より 小さいと判定され、ミニスロットの数が1246におい 小さいと判定された場合、そのフレームのミニスロット ジが1245において第2のアイドルしきい値より小さ くないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のま で許されているミニスロットの最大の数 (MAX) より **の数は1247においてkだけ増やされ、そしてそのフ** [0110] 予約ミニスロットの数を動的に闕盤するた れ、そして図12Dのフローチャートの中で図式的にも 宦され、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテー レームの中のデータスロットの数は1だけ減らされる。 めの方法4のソフトウェアによる実装が以下に与えら 示されている。

び1262において第2の低い方のしきい値の両方より 小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変 のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの 合計が1254において第2の高い方のしきい値より大 きくないと判定され、1258において第1のしきい値 より小さくないと判定されたが、1262において第2 の低い方のしきい値より小さくないと判定され、アイド 第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして ミニスロットの数が1264において許されている最大 の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中 れ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ破 れたが、1258において第1の低い方のしきい値およ ルのミコスロットのパーセンケージが1263において のミニスロットの数は1265においてkだけ増やさ らされる。

い値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニ [0113] アップリンクのキューの長さの合計が12 判定され、そして1258において第1の低い方のしき スロットのパーセンテージが1259において第2のア イドルのしきい値より小さいと判定され、そしてミニス ロットの数が1260において許される最大の個数より 小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロ ットの数は1261において2kだけ増やされ、そして そのファームの中のデータスロットの数は2だけ減らさ 54において第2の高い方のしきい値より大きくないと

り大きいと判定され、そしてミニスロットの数が125

6 において許されているミニスロットの最小個数より大 きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロッ トの数は1257においてkだけ減らされ、そのファー [0112] 図12Dの方法において、アップリンクの キューの長さの合計が1250において第1の高い方の しきい値より大きくないと判定され、そして1254に おいて第2の高い方のしきい値より大きくないと判定さ

ムの中のデータスロットの数は1だけ増やされる。

着したかどうかにかかわらず、高いパンド码効母を立起 [0114] モデムからのアップリンクのバンド幅要求 に対する応答におけるAPの役割は、それらが純粋の予 **他ミニスロットの中、 むるいはピギーバックの形式で到** 

If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE\_THRESH1)) (

(54)

else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE\_THRE

If (no\_mini>NUM\_MINI\_MIN)

SH1)) (

no\_slots=no\_slots+1;

no\_mini=no\_mini-k

(36)

デムのアップリンク送信の機会をスケジュールするため QoSの条件は極端に重要であって厳しいが、それらは に、APはダウンリンクのスケジューリング・システム を必要とする。同様に、関連付けられた無線モデムから のアップリンク送信を調整するために、APは各無線モ テムはラウンドロピン、厳格な優先順位またはファース ト・カム・ファースト・サーブのアルゴリズムなどの単 帕なものであってもよいが、あるいは公平キューイング のアルゴリズムなどの、より複雑なものとすることもで きる。前に説明されたように、すべてば公平キューイン グにおける変形版である多くのスケジューラが提案され したサービスの品質(QoS)の管理との間のバランス を実現するためにアップリンクの送信を制御することで ある。一定アット・レートのCBRトラヒックに対する **つの目標は、高度な統計的マルチプレキシングを実現す** るためにこれらの多様なQoS要求条件を利用すること である。APがダウンリンクのトラヒックを各種のコネ のシステムを必要とする。そのスケジューリング・シス したがって、APにおけるパンド幅割り当ての方式の1 比較的従来のデータ・トラヒックに対して自由である。 クションからどのように送信すべきかを決定するため

イムの可変ピット・レート (RT VBR, NRT V 歯定することができる。明らかに、スケジューリング・ システムはエンド・ユーザに対してサービスの品質を提 うに、異なるアプリケーションの多様なQoSニーズに とができる。可能なサービス・クラスとしては一定ビッ ト・レート (CBR) 、リアルタイムおよび非リアルタ BR)、無指定ピット・レート (UBR) 、および利用 ピス・クラスのQoSの条件を間たすためには、パンド 幅およびパッファ・リソースを割り当てるための、静的 な優先順位付けを必要としない方法であることが必要で [0115] アップリンクのスケジュール・システムは ダウンリンクのスケジュール・システムと必ずしも同じ でなくてもよいが、単純な実施形態の場合、同じものを 供することが望まれる。ATMネットワークの場合のよ 対応するために、異なるサービス・クラスを定義するこ 可能ピット・レート (ABR) などがある。異なるサー

れらの方法においては、関連付けられている無線モデム [0116]無線モデムが地理的に分散されている場合 (すなわち、有線および無線のホストの両方に対する送 **信キュー)を完全に見ることができる唯一のロケーショ** ンである基地局に対して、無線モデムが関連の情報を渡 すためのメカニズムが必要である。アクセス・ポイント に関連付けられているすべたのホストに対してサービス ・タグを計算するための方法が少なくとも2つある。こ が通信している有線ホストはそのアクセス・ポイントに において、ダウンリンクおよびアップリンクのスケジュ ーリングをA P が実行するために、すべての送信キュー

を計算し、それについてデータ送信におけるアクセス要 のパンド幅の利用の面で、より効率的である。というの 的に変化し得る)を各無線モデムに対して送信する必要 永久的に関連付けられていると仮定される。1つの方法 を各無線モデムに対してブロードキャストすることがで きる。次に、各無線モデムは自分自身のサービス・タグ 求パケットまたはピギーバッキングによって基地局に知 らせる。代わりに、無線モデムは自分のキューのサイズ を基地局に単純に知らせる (ふたたびアクセス要求パケ ット経由で、あるいはデータ送信におけるピギーバッキ ングによって)ことができ、そして基地局は有線のホス トに対するもの以外に、各基地局に対するサービス・タ は、基地局は割り当てられているサービス・シェア(動 グを計算することができる。第2の方法はダウンリンク においては、基地局はそのシステムのパーチャル・タイ ムおよびサービス・クラスの割り当てられているシェア がないからである。

あるいはエラーで受信された場合、それを送信している 答からのACKを受信するのに失敗したことを通しての 送信が失敗したパケットを含めて再計算する。この手順 [0111] 第1の方法の一実施形態が図15Aに示さ 510においてリモート・ホストに対してブロードキャ ストする。各リモート・ホストはサービス・タグの値を 1515において新しく到着したパケットのそれぞれに 対して計算し、次に1520においてそのうちの最初の タグの値を基地局へ送信する。送信許可が、1530に おいてそのリモート・ホストから受け取られたサービス 0においてリモート・ホストに対してプロードキャスト の送信許可によって指定された順序でリモートから受信 リモートはAPによる通知を通して、あるいはAPの広 いずれかによって、この問題について気付かされる。次 に、その送信しているリモートは1550において自分 は1555においてすべてのスケジュールされたパケッ トが検査されたと判定されるまで継続し、その後、シス て、基地局において割り当てられる。送信許可が154 され、そして次にそのパケットが、1540においてそ テムがふたたび1510において現在のバーチャル・タ れている。基地局はシステムのバーチャル・タイムを1 される。1545においてパケットが消失しているか、 のキューに入っているすべてのサービス・タグの値を、 ・タグの値および利用できるデータスロットに基づい イムをブロードキャストする。

【0118】第2の方法の→実施形態が図15Bに示さ れている。パケットのカウントが1560において各リ モート・ホストから基地局へ送信され、各パケット・カ ・ホストから基地局へ送信されるべき可変長パケットの 長さのいずれかを表している。基地局は1565におい て各リモート・ホストに対してサービス・タグの値を計 節し、1530において、リモート・ホストもサービス ウントは固定サイズのパケットの数、あるいはリモー

トに対するサービス・タグの値を再計算する。この手順 ・タグおよび利用できるデータスロットに基づいて送信 許可を割り当て、その送信許可を1535においてリモ ートに対してブロードキャストする。パケットが154 いはエラーで受信されたことが1545によって判定さ れた場合、APは1570においてそのリモート・ホス は1555においてすべてのスケジュールされたパケッ リモート・ホストは1560においてそれぞれのパケッ リモートから受信される。パケットが消失したか、ある 0において、その送信許可によって送信された順序で、 トが闘べられたことが判定されるまで継続し、その後、 ト・カウントを基地局に対して送信する。

[0119] 図15AおよびBの方法において、送信さ

ポイント)または無線モデムは、現在のシステムのバー チャル・タイムに基づいてキューに入っているすべての ドはパケットのキューおよびラインのヘッドのタグを推 場合、ラインのヘッドのタグだけが変更される必要があ ステムにおける再送信は一般的にR. カウツの「無線の ATMネットワークに対する分散型のセルフクロック型 公平キューイング・アーキテクチャ」1997年の【n の中で説明されている。しかし、カウツはパケットが消 失したときのタグの値を再計算するための本発明の技法 パケットに対して新しいサービス・タグの値を再計算す 持する。この方式においては、パケットが消失していた キューに入っている残りのパケットが正しいタグ (再計 ト)を自動的に受信する。この代替実施形態は使用する CPUの数が少ないという利点がある。ポーリングのシ Personal Indoor and Mobil e Radio Communications (パー れたパケットが消失していた場合、基地局(アクセス・ る。代わりの実施形態においては、APまたは無梯ノー ソナル室内および移動無線通信に関するシンポジウム) る。ラインのヘッドのパケットが正常に送信されると、 ternational Symposium on 算されたラインのヘッド・タグ+適切なインクリメン については説明していない。

・タイムを受信することが望ましい。モデムがその初期 [0120] パケットが失われた後のサービス・タグを 再計算するための方法は、そのような消失がよく発生す る無線システムにおいて非常に重要であることは明らか それらが同じパンド幅を共有しているかのように、すな わち、システムのバーチャル・タイムが1つだけしかな いかのように管理される。全二重方式の場合、アップリ ンクおよびダウンリンクのトラヒックに対して別々のシ つまたはそれ以上の別々のグループに分割され、各グル ープは異なる優先度および異なるシステム・バーチャル である。半二重方式の場合、アクセス・ポイントにおけ た、ダウンリンクの送信のためにリモート・ホストが1 るアップリンクおよびダウンリンクのキューの両方が、 ステム・パーチャル・タイムを使うことができる。ま

つ。モデムがパケットを送信するたびに、それは自分の このビギーバッキングはモデムに対する競合のないバン バッファの中にパケットが残っているかどうかを示す。 アクセス要求に対するアクノレッジメントを受信する と、そのモデムはAPから送信許可を受信するまで待 ド幅予約として役立り。

に対するパケットの再送信によって影響されないままに なることに留意されたい。これは他のノードによって経 いる。先ず最初にAPは1610において各ノードが割 り当てたサービス・シェアに基づいてサービス・タグの インクリメントを計算する。次に、各ノード・パケット **ーアス・タグの順番に沿ったサーアスされる。1516** こおいて、パケットが以前にキューが空であったノード から到落した場合、その新しく送信しているノードのパ ケットには1618において現在サービス中のパケット のタグ+そのノードのサービス・タグ・インクリメント から開始してサービス・タグが割り当てられる。162 0 においてパケットの送信においてエラーが発生したと 判定された場合、そのパケットのサービス・タグは16 2 2において現在のタグ+そのノードに対するサービス に、そのノードに対する残りのパケットが1622にお いて新しいサービス・タグを受け取り、それは前のサー **パス・タグにそのノードのサービス・タグのインクリメ** ントを加えた値となる。これはそのノードに対するすべ てのサービス・タグの直接再計算によるか、あるいは存 在している場合はラインのヘッドのタグの再計算による かのいずれかによって行うことができる。ラインのヘッ ドのタグの場合、そのラインのヘッドのパケットが正常 に送信されると、キューに入っているそのノードに対す る。他のすべてのノードのサービス・タグはいのノード 【0121】サービス・タグの計算が図16に示されて には1612において適用可能な公平キューイングのア **次にパケットが1614においてその割り当てられたサ** る歿りのパケットは、次に正しいタグを自動的に受信す トゴリズムに徐ったサービス・タグが割り当てられる。 ・タグのインクリメントの値に再割り当てされる。次 験されるQoSが影響されないことを意味している。

[0122] 本発明の1つの態様のこの好適な実施形態 べての無線モデムに対して送信許可を送る順序は、上記 こおいて、アクセス・ポイントが関連付けられているす のセルフクロック型公平キューイングのアルゴリズムに **基づいている。アクセス・ポイントが各種のダウンリン** ク・コネクションにサービスする順序も、セルフクロッ る。たとえば、システムは16ユニットおよび3セッシ ョンの容量を持ち、そのセッションIDは1、2、3で 単にするためにどのセッションの長さも常にL=8であ るとした場合、各パケットは送信されるのに0.5タイ あり、そしてそのセッション共有は $r_1$ =1、 $r_2$ =2、 そして r3=3とそれぞれすることができる。計算を簡 ク型の公平キューイングのアルゴリズムに基づいてい

(88)

ム・ユニット掛かる。その時、サービス・タグのインク リメント、すなわち、

る場合、式 (1) に従って、セッション1のパケットは つのパケットを含み、セッション2が8個のパケットを **合み、そしたセッション3は1日3までに帯貨がなくな** 4,8,12,16,20,24,28,および32を る。回接に、セッション2のパケットロサービス・タグ 4、および2である。時刻もにおいてセッション1が4 サービス・タグ8、16、24、および32を受け取 はセッション1、2、および3に対してそれぞれ8、

伴ったセッション1のパケットは、セッション2からの [0123] 図9Aは時刻t=0におけるこの例のパケ 902, サービス·タグ16 904, サービス·タ **グ24 906、およびサービス・タグ32 908を** パケット912, 914, 916, 918, 920, 9 22、および924とインターリーブされる。サービス ットのサービス・タグを示している。サービス・タグ8 ・タグ4を有しているセッション2からのパケット91 0が現在サービス中である。

ることができないことを示す。

18が現在サービス中である。図9 Cはセッション3か たい。というのは、そのパケットが到着したとき、その する直前の、時刻 t=3における残りのキューに入って いるパケットのサーガス・タグを示している。サーガス ・タグ20を備えているセッション2からのパケット9 59個のパケット930、932、934、936、9 38、940、942、944および946が到着した 直後の、時刻 t = 3 におけるパケットのサービス・タグ を示している。セッション3の最初のパケット930に 対するサービス・タグは22から始まることに留意され 時点でサービスされていたパケットのサービス・タグが 20であったからである。したがって、サービス・タグ **のインクリメントが2である場合、セッション3の最初** のパケット 930 はサービス・タグ22 を受け取ること になる。したがって、セッション3からのそれ以降のサ 【0124】図9Bはセッション3からパケットが到着 ーピス・タグは24、26、28である。

[0125] 図9Dは時刻t=4,5におけるキューに て、アクセス・ポイントは、送信される必要があるこの パケット950に対して320矩しいサービス・タグや **再計算する。また、アクセス・ポイントはセッション1** 0の新しいサービス・タグを受け取る。このように、特 **淀のセッションからの10のパケットの再送値は他のセ** 入っている歿りのパケットのサービス・タグを示してい る。セッション1からのサービス・タグ24を伴ったパ それはこのケースにおいて他のパケット952 (図9C の中の908) 10だけに影響し、パケット952は4 からの残りのパケットのサービス・タグも再計算する。 ケット906の送信がエラーになっている。したがっ

シションのサーアメの昭復に影響しない。

モデムはAPから絶えず送信されているブロードキャス ト・レフームを阻抗する。 アーコン・メッセージはいの **室などを提供する。次に、その無線モデムは自分が関連** を送信する。関連付け要求フレームは競合モードで送信 [0126] リモート・ホストのPCがデータ・サービ スを受けたいとき、それは接続メッセージを無線モデム **に対して光価する。 いのメッセージを受価すると、無歉** グロードキャスト・ファームの一芭であり、タイミング 情報、このネットワークのESS-ID、そのAPのB SS-ID、競合スロットに関する情報、APの負荷側 hけたいAPを選定し、MAC層関連付け要求フレーム されるので、衝突が発生する可能性がある。無線モデム はそのA P からの関連付け応答ファームを受信しなから る。最大回数だけ賦行した後、その無線モデムは接続失 し、その無線モデムがこの時点においてAPに関連付け た場合、関連付け要求フレームを再送信する必要があ 欧メッセージをリモート・ホストのPCに対して送信

クセス・ポイントに対して撤供される。回じユーザから 後、ステータス・コードが「成功(successfu 1)」である関連付け応答フレームをそのモデムに対し すると、接続要求がアクセス・ポイントによって無縁へ げを認証する。そのユーザが正しく認証された場合、ユ の異なるコネクションに対して異なるQoSを提供する ことが望ましい場合、異なるコネクション・クッキーが **同じューザに対して割り当てられる。回様に、異なるユ 一ザに対して異なるQoSを提供することが望ましい場** 合 (同じ無線モデムからのものであり得る場合において 【0121】 無様モデムからの関連付け要块ファームを ユーザがその無線モデムを絶由してコネクションを要求 **グに対して低送される。次に、その無線ハブはそのユー リークなコネクション・クッキーが無様くどからそのア** も)、各ユーザには異なるコネクション・アイデンティ て送信する。認証はネットワーク層において行われる。 受け取ると、APはその無線モデムを正しく認証した ティが与えられる。

異なる各理由をカバーするために、異なる理由コードを いる無線ハブに対して送信することができるために十分 [0128] その無線モデムが正常に認証されなかった 場合、較当の理由コードが付いた関連付け応答フレーム が送信される。関連付けに失敗したことに対する可能な 定機することができる。MAC層のレジストレーション い場合、その関連付けの要求フレームはAPがネットワ **ーク層のフジストワーション・パケットをその要求して** なログイン情報を含んでいる必要がある。この場合、A Pは無線ハブからそれ以上の応答を受信するまで、その をネットワーク層のレジストレーションと組み合わせた 関連付け応答ファームを送信しない。

【0129】MAC層のレジストレーションがネットワ

ョンとを組み合わせることは、レジストレーション・プ に、無様くどに対してMAC幅のフジメトワーションを 中継することができる。MAC編のフジストワーション とネットワーク層のレジストレーションの分離は、その ネットワーク・ソフトウェアが他の物理的実装に対して 再使用可能であることが望ましい場合に有用である。ま た、異なるユーザが異なる梭線要求を行うために同じ無 線モデムを使っている場合、その無線モデムは1つのM AC層のレジストレーションだけを行うために必要とな る可能性があるが、複数のネットワーク層のレジストレ **ーションを行う必要も依然としてあり得る。各無線モデ** ムごとにユーザが一人だけしかいない場合、MAC層の フジメトフーションとネットワーク層のフジメトフーツ ロセスの間のエアリンク・ファームの数を減らすのに役 一ク層のフジストレーションと組み合わせられない場 合、APはその関連付けの応答フレームを送信する前

【0130】リモート・ホストのPCから再接続メッセ ージを受信すると、無線モデムは次の手順を経由してア クセス・ポイントに再度関連付けを行う。 1. その無線モデムは再関連付け要求のフレームをアク カス・ポイントに対した祝何う。 2. その再関連付け応答フレームが「成功」のステータ ス・コードで受信された場合、その無線モデムは再接続 成功のメッセージをPCに対して送信する。 3. 再関連付け応答フレームが「成功」以外のステータ ス・コードで受信された場合、その無線モデムは再接続 ポイントは局の再関連付けをサポートするために、次の 失敗のメッセージをPCに対して谘信する。アクセス・ ように動作する。

[0131] 1. 再関連付け要求フレームが1つの局か に、アクセス・ポイントは「成功」を意味しているステ ら受信され、そしてその局が認証されているときは常 一タス値で再関連付け応答を送信する。

対して割り当てられるコネクション・クッキーがその応 2. ステータスの値が「成功」であった場合、その局に 答の中に含まれている。 3. その再関連付けが成功であったとき、アクセス・ポ る。また、アクセス・ポイントは無線ハブにこの再関連 イントはそのMACフィルタ・テーブルを適宜更新す **付けにしいて苦らおる。** 

ポイントはその無線モデムに対して該当の理由コードを 4. 再関連付け要求が成功しなかった場合、アクセス・ 付けて再関連付け応答を送信する。

[0132] 何らかの理由で、PCまたはアクセス・ポ イントのいずれかが相手側との関連付けを解除したい場 合、梭綿解除要求フレームが送信される。P C は切り離 ポイントに対して切り艦し要求ファームを送信するよう 無線モデムをトリガする。そのアクセス・ポイントはP しメッセージを無線モデムに対して法怙し、アクセス・

Cによって起動された切り離し動作の成功または失敗を **ドナ凹り艦つ応答ファームによった応答する。 無袋モデ** ムは切り離し応答メッセージ衛由でいの応答をPCに対

より高い優先度が与えられたときなどのいくつかの状況 ・ポイントに関連付けられた特定の無線モデムの関連付 ・ポイントは関連付け解除の要求メッセージをその無線 モデムに対して送信する。その無線モデムは関連付け解 **杉裕し、そしたその関連付け解除のメッセージを、その** て中継する。また、アクセス・ポイントは無線モデムを ジを経由して、特定のコネクションを切り離すこともで 合、無線モデム全体をディスエーブルしたい場合でない [0133] 過負複状態、あるいは他のユーザに対した 下において、アクセス・ポイントは以前にそのアクセス けを解除する必要があり得る。その場合、そのアクセス 孫の朽糸ンフームによっトアクセス・ボイントに丝つト 無線モデムに対して付加されているすべてのPCに対し **経由してPCに対して中様される切り艦し取块メッセー** きる。2台以上のPCをサポートする無線モデムの場 限り、関連付け解除要求メッセージは使用されない。

トのリストに揺るいて、無線モデムは次の基準(番号の 小さいほど優先順位が高い)を最もよく満たすAPを選 【0134】無線モデムが通信できるアクセス・ポイン だすることによって、どのAPと関連付けるかを決定す

1. 信号対妨害比、RSSIおよびSNRが最良であ

2. 負荷が最も少ない (すなわち、等価な関連付けられ ているユーザの数が最小である)

3. 通信するのに必要な電力が最小である。

を勧めに閲覧することができる。これを行うための1つ は動的に観整することができる。これを実装するための 1 つの方法はアップリンクのデータ 送信の上にアギーベ ・キューのサイズの情報を利用する。そのセル/セクタ ップリンク/ダウンリンクのキュー・サイズの合計に関 する完全な情報を有することになり、そしてこの情報を サイズ情報に基づいてアップリンク/ダウンリンクの丸 の単純な方法は、しきい値ベースの技法を使う方法であ ズ比がk1以下に下がると、アクセス・ポイントはアッ プリンク/ダウンリンク比をs1に設定し、アップリン ク/ダウンリンクのキュー・サイズの比が k 2 (k 2 > k 1) を超えて増加すると、アクセス・ポイントはアッ プリンク/ダウンリンク比をs2(s2>s1)に設定 する。現時点では、トラヒックのキャラクタリゼーショ 【0135】 アップリンク/ダウンリンクの法信時間先 の内部で現在アクティブであるすべてのリモート・ノー ドからこの情報を受け取ると、アクセス・ポイントはア る。アップリンク/ダウンリンクの合計のキュー・サイ ックされている「more」 ビットまたはアップリンク 使って、合計のアップリンク/ダウンリンクのキュー・

30

ンは4:1の比率が適切であることを示しているように

ことになるダウンリンク・スロットの数を指定している 010は4つの予約ミニスロット1012、2つのアッ プリンク・スロット1020、3つのダウンリンク・ス ロット1030、およびピーコン・メッセージ1040 を含んでいる。ピーコン・メッセージ1040は合計の スロット数および次のフレーム1050の中に存在する でいるが、アップリンクのスロット1020の数は3で あり、そしてダウンリンクのスロットは1030の数は 2であり、その他に、次のファームに対するアップリン ク/ダウンリンクの送信時間比などを規定している新し [0136] 図10に示されているように、フレーム1 情報を含んでいる。フレーム1050はこの情報を反映 して、同じ数の予約ミニスロット1012(4)を含ん いピーコン・メッセージ1060を含んでいる。

[0137] PCのフロー制御のために、無線モデムは る。ダウンリンク・トラヒックに対するバッファの占有 各方向 (アップリンク/ダウンリンク) に対するパッフ アの占有度の高い方のしきい値および低い方のしきい値 リンク・トラヒックに対するバッファの占有度が高い方 のしきい値に強すると、フロー制御信号(Xoff)が 無線モデムからPCに対して送られる。アップリンク・ トラヒックに対するバッファの占有度が低い方のしきい 度が高い方のしきい値に遊すると、無線モデムはメッセ **⊿を倒フィールドの中にあるXon/Xoffのアット** を設定し、そしてパッファの占有度を監視する。アップ を「オン」にセットする。迷られるペきアップリンク・ そのようなフレームは高い優先度の制御フレームと考え ージをアクセス・ポイントに対して送る時点で、フレー フレームがない場合は長さ0のメッセージが送られる。 値以下に落ちると(以前に高い方のしきい値を超えた 後)、無線モデムは「Xon」信号をPCに対して法

無線モデムおよびアクセス・ポイントはアップリンクお よびダウンリンクのメッセージの恒力をバッファするた ッセージの両方に対する10のバッファを維持する。代 表的なパッファ・サイズはFDHDの場合はモデムおよ びAPにおいて100kバイトとなり、FDFDの場合 はAPにおいて200kパイトとなる。無線モデムのパ ッファは、通常、ダウンリンクとアップリンクのトラヒ めのメモリを維持する。周波数分割全二重伝送バージョ ンの場合、APはアップリンクおよびダウンリンクのメ 【0138】周波数分割半二重伝法パージョンの場合、 ックの間でk1:1の比率に区画化される。

プリンクの容量の4倍大きい)のが適切であることを示 【0139】アクセス・ポイントのバッファもダウンリ クタリゼーションは4:1 (ダウンリンクの容量がアッ ンク・トラヒックとアップリンク・トラヒックの比のk 2:1に区画化される。 ふたたび、トラヒックのキャラ

と、アクセス・ポイントは次のプロードキャスト・フレ 点で、そのファーム勉強フィールドの中の「Xon」 ビ ットをセットする。アップリンクのバッファの占有度が 破しているようにみえる。ダウンリンクのバッファ占有 度が高い方のしきい値に達すると、アクセス・ポイント は「Xoff」メッセージを無線ヘブに対して浴る。ダ ウンリンクのバッファの占有度が低い方のしきい値に違 すると (高い方のしきい値を以前に超えた後)、それは 【Xon」メッセージを無線へブに対して法る。 アップ リンクのバッファの占有度が高い方のしきい値に達する 一ムを関連付けられているすべての無線モデムに送る時 低い方のしきい値に達すると(高い方のしきい値を以前 に超えた後)、アクセス・ポイントは次のブロードキャ スト・フレームを送信する時点で、そのフレーム勧御フ イールドの中の「X o f f j ピットをクリアする。さら に、もっと高度なフロー制御方式がアクセス・ポイント によって使われ、各無線モデムのパッファの占有度(両 **方の方向における)についての追跡管理が行われ、そし** てアップリンク・バッファの高い方のしきい値違反の場 合は特定の無線モデムに対してXon/Xof f のMA Cフレームが送信され、あるいはダウンリンク・バッフ アの高い方のしきい値違反の場合は、該当のコネクショ ンIDが無様ペプに対して知らされる。

されたユーザに対してサービスの品質を保証することが 【0140】本発明の1つの態様は許可制御をサポート できることである。PCのユーザが無線モデム経由で接 ク層のレジストレーション・メッセージに変換され、そ のメッセージがエアリンクを経由してAPに対して送信 される。APはこの新しい接続要求を許可するかどうか を決定する必要がある。許可制御の技法は、許可される コネクションの合計数が最大数より小さい場合にどの新 しい接続要求も許可するような、単純なものとすること ができる。しかし、単純な許可制御技法はすべての許可 できず、結果としてバンド幅の利用率を高めることはで 続要求をサブミットすると、その接続要求がネットワー きない。

クションの新しい等価個数が指定のしきい値を超えるか どうかを計算する。しきい値を超過した場合、その接続 要求は拒否される。そうでない場合、それは受け入れら

> 場合、その新しいコネクションは許可される。そうでな 場合、APは先ず最初にその新しいコネクションを許可 ンド幅、平均の遅延時間)を計算することができる。そ の新しいコネクションを許可しても、既に許可されてい るすべてのコネクションのサービスの品質が維持される い場合、その新しい接続要求は拒否される。K.M.レ [0141] したがって、単純な方式よりは他の軒可制 匈技法の方が良い場合がある。特定の許可制御プログラ る。たとえば、各接続要求が遅延の条件、バンド幅の条 件、およびトラヒック・ディスクリプタを指定している することによって既に許可されているコネクションのサ **一ビスの品質が満足されなくなるかどうかを判定するた** めに、各種の性能測度(たとえば、消費される合計のバ ムはいくつかの技法の組合せを利用することさえでき

Systems) International Jou rnal of Communication Sys に記述されている等価のパンド個関連の許可技法は、無 ことによって使うことができる。たとえば、レーゲはバ ンド幅の条件が1つだけしかなく、そしてQ o Sの条件 法が拡張される。無線モデムとAPとの間の無線距離お よび、したがって、経験される可能性のあるFERに基 [0142] 別の例においては、各接続要求は必要な平 コネクションによって送信されるバイトの数に関する情 スト性ファクタを求めることができる。次に、APは許 可されているコネクションの等価な敵を計算する。新し ーゲ(Rege)の「ATMに対する等価パンド幅およ び関連の許可基準 - 性能の調査」(Equivalen t Bandwidth and Related Ad 線環境におけるこの問題を処理するための小倭正を行う の組が1つだけしかないと仮定している。ここで、アッ プリンク/ダウンリンクのための複数のパンド幅要求お よび異なるQoS条件をサポートするためにレーゲの方 **均ピット・レートおよびトラヒックのバースト柱ファク** タを指定する。APは或る期間の間、両方向において各 報を収集する。また、APは両方向におけるコネクショ 5。この測定された情報に基づいて、APは両方向 (7 ップリンク/ダウンリンク)における潜在的な平均コネ クションのアット・フートおよび各コネクションのベー い接続要求が到着すると、APは、許可されているコネ tems、第2巻、181~197ページ (1994) mission Criteria for ATM ン・トラヒックに対するパースト性ファクタも測定す ひこたベンド偏要状に対する観整もサポートされる。

[0143] 測定される量は妨害に関連している各種の ではなく、妨害リミットのシステムであった場合、その 新しいコネクションが許可されるべきかどうかを知るた の倒度を測定する。無線ネットワークにおける測定され た量に基づいて、新しいコネクションを許可するための リンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平 ト性ファクタ、およびパケット消失レートが、2010 において各リモート・ホストに対する基地局において側 ダウンリンクの早粒ピット・レート、ダウンリンク・ト 閲度であってよい。これがパンド幅リミットのシステム めに、APはその測定された妨害に基づいて各リモート この方法の一実施形態が図20に示されている。 アップ **あピット・レート、アップリンク・トラヒックのパース** ラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レ ートが、2015において各許可されているリモート・ 定される。ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、 ・ホストに対するフレーム・エラー・レート(FER)

して送ることができる。そのリポーティングのプロセス ホストにおいて測定され、次にダウンリンクのFERが 2020において基地局へ送られる。この手順は202 5 において継続され、現在許可されているすべてのリモ ート・ホストがそれぞれのFERの測定値を基地局に対 は定期的、あるいはトリガ型のいずれかとすることがで きる。1つの代替実施形態においては、各リモートはダ ウンリンクの早苞にット・ワート、トラヒックのパース ト性ファクタ、およびパケット消失レートも基地局に対

トに対して基地局において計算される。これらの計算は れる。新しいコネクションが2045において要求され ている場合、基地局はその要求されているコネクション によって要求されている平均レートおよびパケット消失 7~1~8 珍果が等価パンド臨に堪ひにた参属し、205 て、等価パンド幅が2030において各リモート・ホス リモート・ホストから受信される新しい情報から絶えず 交信され、2040において既に許可されているコネク ションの等価な数を計算するために基地局によって使わ ピスの品質が、その新しいコネクションが許可された場 る。2055においてQoSが維持できると判定された 場合、その新しいコネクションは2060において許可 され、そうでなかった場合、その新しいコネクションは [0144] そのコネクションの平均の、およびピーク 0 において許可されているすべてのコネクションのサー のピット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、 合でも維持できるかどうかを2050において計算す および各コネクションのパケット消失レートに基づい 2065において許可を拒否される。

kmに基づいて決定を行う。km≤Mの場合、クラス1の 新しいユーザを許可する。そうでない場合、クラス2の ックする。切り離すことができる場合、APはクラス2 のユーザの1つを切り離し、そして新しいクラス1のユ 【0145】厳格な使用の優先度許可基準も実装するこ とができる。たとえば、2つのユーザ優先度クラス、す なわち、クラス1およびクラス2がある場合、システム 5。APがクラス1の新しいユーザの1つから接続要求 ユーザのどれかを切り離すことができるかどうかをチェ は低い方の優先度クラス2のユーザを最大K1だけ許可 し、ユーザの合計数をM(MMKI)とすることができ を受け取ると、現在の閻連付けられているユーザの数、

【0146】この使用優先度許可方式においては、低い る。システム性能の条件が、低い方の優先度のユーザが 許可された後、切り離すのが適切であるようになってい る場合、低い方の優先度のユーザは関連付けられている APはそのクラスの新しいユーザを許可するために既に 5。しかし、クラス1の新しいユーザが現われた場合、 ユーザの合計数がMより小さい場合に限って許可され ちの優先度のユーザを許可するための2つの方法があ

(35)

【0147】システムの性能条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後で切り離すのが不適切であるような場合、APは次の方法でクラス2のユーザを許可する。kmへがであるで、その新しいユーザがクラス2のユーザである場合、APはクラス2の関連付けられているユーザの数、すなわち、1mが、1mくK2であるかどうかを判定する。1mくk2であった場合、クラス2のその新しいユーザが許可される。そうでない場合、クラス2のその新しいユーザが許可される。そうでない場合、クラス2のその新しいユーザが許可される。とっない場合、クラス2のその新しいユーザは許可されない。この方法は多国優先度クラスに拡張することができる。

トの合計数の最大値、および低い方の優先度のリモート 位より少ないと1920において判定された場合、その 1930において既に許可されているホストの1つが低 が許可された時点において切り離し可能であることを示 いて切り離され、その高い方の優先度クラスからの要求 ているフローチャートである。図19の実施形態のネッ クラスをサポートし、そして許可されるリモート・ホス の許可される数の最大値の両方を有している。基地局が 1910においてまだ許可されていないリモート・ホス トから接続要求を受け取ると、基地局は1915におい てそのホストが高い方の優先度クラスに属しているかど うかを判定する。そうであった場合、許可されているリ モート・ホストの数がリモート・ホストの合計数の最大 ホストの合計数がリモート・ホストの合計数の最大値よ り小さくないと1920において判定された場合、低い 方の優先度クラスの既に許可されているリモート・ホス トがないと1930において判定された場合、その要求 い方の優先度クラスのホストであった場合、そしてそれ 方の優先度のクラスのリモート・ホストは1945にお しているリモート・ホストを1925において許可する 低い方の優先度クラスのうちの最近使われることが最も 少なかったリモート・ホストが切り離されることが好ま しい。1910において基地局において受信された接続 **要求が、低い方の優先度クラスに属しているまだ許可さ** 【0148】図19は本発明の1つの態様によるリモー ト・ホストの許可を制御するための、この具体例を示し トワークはリモート・ホストの少なくとも 2 つの優先段 まだ許可されていなかった高い方の優先既のホストが1 925において許可される。許可されているリモート・ していたと1940において判定された場合、その低い れていないリモート・ホストからの要求であると191 しているホストは1935において許可を拒否される。 ことができるようにする。1つの実施形態においては、

が攻るしきい値より小さいと1960において判定され 5 において判定された場合、その低い方の優先度のホス トは1925において許可される。許可されているリモ ート・ホストの合計数が最大値より小さいと1950に おいて判定された場合、そしてまだ許可されていない低 い方の優先度のリモート・ホストが処理途中での切り離 トは、既に許可されている低い方の優先度のホストの数 935において許可を拒否される。これはあたかも、許 可されているユーザの合計数が許される最大値より少な くなかったと1950において判定されたかのように行 **ホストの合計個数が許可可能な最大の数より少ないと1** 950において判定された場合、そして要求している低 い方の優先度のリモート・ホストが処理不十分な状態で 刃り離されても登し支えないことを示していると195 しが不適切であることを示していると1955において 判定された場合、その低い方の優先度のリモート・ホス た場合にのみ、1925において許可される。それ以外 の場合、その要求している低い方の優先度のホストは1

【0149】この許可制御技法の代わりの実施形態においては、低い方の優先度のクラスのユーザ(たとえば、クラス2のユーザ)は、現在関連付けられているすべてのクラスのユーザの合計数が第2のしきい値よりかかった場合に許可される。その現在認道付けられているユーザの技にのグラスの現在認道付けられているユーザの技にのグラスの現在認道付けられているユーザの登れになって、高い方の優先度のユーザに対するしまい値よりかさい。この実施形態においては、現在関連付けられているユーザの合計数がQiよりかさかった場合(Qi+1<QiはよびQi=M)、優先度クラスiかちの第1いユーザは許可される。

【0150】1つの実施形態においてはAPは各コネクションに対して次の権機を収集する。(i) 平均の使用レート、(ii) ネットワークをそのコネクションが教役に使った時刻、(iii) フレーム・エラー・レート、(iv) パケット消失レート。次に過貨権制御の方法によって、このAPは込み合っているときには低い方の優先度のユーザを切り離すことができる。代わりに低い方の優先度のユーザを切り離すにわりに、それらのコーチを関切の低い近くの他のAPに対してリダイレクト

【0151】ダウンリンク/アップリンクのバッファの占有度が高い方のしきい値を超えた場合、そのアクセス・ポイントは、好適な実施形態においては、これが特定のコネクションまたはコネクションのグループによって発生したかどうかを判定する。それが特定のコネクションにかしてつせてた場合、アクセス・ポイントはそのコネクショグ・コンに対してフロー制御信号を送り、それがさらにデータを送るのを防止する。さらに、そのアクセス・ポイントは割り当てられているパンド値が可変であること

5 において判定された場合、許可されているリモート・

が野中るとこうにと名コネクションのセットアップ時に示した任義のコーチに対して他の出たられているベンド語の共在名類のサにとがもおる。

ことが分かった場合、そのAPは他のアクセス・ポイン **に分類することができる。それらはサービスの中断を軒** すものと許さないものである。妨害レベルが増加してい るために込み合っているとき、アクセス・ポイントはサ ービスの中断を酢容する酢可されているユーザのクラス **夲、残りのユーザに対してより多くのパンド幅を割り当** てることができるようにするために切り離すことを避択 することができる (利用できるパンド幅が増えることに [0153] 特定の1つのコネクションだけがそのダウ ソコンク・レフーム・HVー・フートが無くなったがた てきているコネクションが高い方の優先度のコネクショ ンである場合に、他のコネクションを切り離すことを避 択することができる。たとえば、特定の高い方の優先度 のコネクションがそのアップリンクのファーム・エラー ・レートが高くなっているとき、アクセス・ポイントは その高い方の優先度のコネクションに対してより多くの パンド幅を与えるために、他のユーザを切り離すことが できる。関連付けられているすべてのコネクションの大 半が、そのアップリンク・フレームのエラー・レートが 高くなっている場合、そのAPは代わりに込み入ってい る信号を無線ハブへ送り、無線ハブは他のアクセス・ポ イントのアクションを観査することができる。それはそ そして低い方の優先度のユーザを落とすことを禁止する ためにこれらのアクセス・ポイントに対して信号を送信 ・レフームのエテー・フートの測定値が増加しししある トからの妨害のレベルが増えている可能性がある。許可 されているすべたの4ーずは一般的に20のカテメリー いる場合、そのアクセス・ポイントはその性能が悪化し [0152] 多くのコネクションに対するダウンリンク れらのアクセス・ポイントが新しいコーザを受け入れ、 より再送信のための機会を多くすることができる)。 することなどによって行うことができる。

[0154]また、短いバースト性のメッセージにおいて突然の増加が発生する機会もあり得る。そのアクセス・ポイントにおけるアップリンクまたはダウンリンクのキューのいずれかにおいて超いパケットが長い間キューの中に積み上げられ、それに対して割り当てられている生存時間の値を超過する場合、それらは拾てられ、結果としてそのアクセス・ポイントにおけるボトルネックを処理するためにパケットの消失レートが増加する。そのような過度がいいくつかのユーザを一時的に切り離すことができる。親別された可能なアクションの他の組合せも適切な場合がある。その基地局によって決定される正確な組合せは、そのネットワークの中で観発される所定の込み入った状態によって変わる。

[0155] 過負荷制御のための方法の特定の実施形態

2145において判定されたコネクション、およびそれ FERを基地局に対して送ることができる。過負荷状態 のメッセージが送られる。生存時間のしきい値を基地局 定された場合、そのパケットは2140において拾てら きい値を、フレーム・エラー・レートが超過していると らのコネクションが中断されてもよいことを示したと2 150において判定されたコネクションは2155にお が図21のフローチャートに示されている。図21にお して次に各FERが2110において基地局に対して法 可されているすべてのリモート・ホストが、それぞれの フローを置御するために、2130においてフロー慰御 におけるパケットが超過していると2135において判 れ、指定された時間の間フレーム・エラー・レートのし ワートは2110においた、アップリンクの片色がット ・レート、アップリンク・トラヒックのベースト粒ファ クタ、およびパケット消失ワートに揺びいて各リモート ・ノードに対して絶えず剖定される。回袋に、ダウンリ ンクのフレーム・エラー・レートは各リモート・ホスト においてダウンリンクの早均ピット・レート、ダウンリ ンク・トラヒックのパースト性ファクタ、およびパケッ ト班失レートに基づいて2115において測定され、そ られる。この手頃は2125において継続され、現在許 が存在している場合、フロー制御のメッセージが少なく とも1つのリモート・ホストと基地局との間でデータ・ いて分かるように、アップリンクのフレーム・エラー いて切り離される。

オーパフローが起こるまでは拾てられない。パンド幅の [0156] 特定のサービスの品質を得るために、各接 統要求は次の情報を含む。それらはバンド幅要求、遅延 時間の条件、「消失許容/禁止」のタグ、「サービスの 中断許可」フラグ、軒容できるパケット消失レート、お 向、すなわち、アップリンクおよびダウンリンクの方向 ッセージ、あるいはそれが受け取ると想定されるメッセ ージがその無線モデムまたはアクセス・ポイントにおけ るキューの中に20ms以上の聞入っていた場合、その パケットは拾てられる。そのユーザが遅延条件を指定し たが、それを「消失禁止」としてそれ自身を分類する場 合、そのユーザに向けられているパケットはパッファの 要求、遅延の条件、パケットの消失レート、およびトラ ヒック・ディスクリプタはすべて許可制御技法の中で使 よびピークのデータ・レートから構成されるトラヒック **谷」が指定されているコネクションはそれが送信するメ** ・ディスクリプタ、平均データ・レート、および各方 に対する潜在的なパースト性ファクタである。たとえ ば、遅延の条件が20msであって、そして「消失許

[0157] この分野の技術において知られている任能の方法を使ってデータの七キュリティ機能を実践することができる。1つの例は米因偏近、偏子面に学供(IEE)の資電技権802、11の右線のローカル・エリ

**特開平11-261623** 

(34)

スロットの数を動的に変更するために利用できる、異な

る方法を示すフローチャートである。

スロットの数を動的に変更するために利用できる、異な [図12C] 本発明の1つの実施形態による、予約ミニ スロットの数を動的に変更するために利用できる、異な [図12D] 本発明の1つの実施形態による、予約ミニ

る方法を示すフローチャートである。

ì

とである。その有線の等価なプライバシー (WEP)の 機能は802.11の標準規格の中で無線のLANが不 ア・ネットワーク(LAN)と等価な方法を採用するこ げを保護するために定義されている。ペイロードの暗号 化はそのWE Pのオプションがオンになっていない限り オンにはされない。各サービス・プロバイダはューザ固 有のキー以外に、すべてのユーザに対して共有されるキ 一を割り当てる。そのキーは定期的に変更され、選定さ れるキーの長さおよびそのキーが変更される頻度によっ 用意に盗聴されることについてオーソライズされたユー てセキュリティの機能が効果的になる。

が、これらの実施形態は例を示すことを意図しているだ [0158] 新しいアクセス制御および許可制御および 衝突解決の方式の好適な実施形態が上で説明されている 小変更および変形版が作られることはあり得る。したが 行われたそのような変更は、特許請求の範囲によって定 養されている本発明の適用範囲および精神の範囲内にあ ることを理解されたい。特許法によって必要とされる詳 細および特定性を伴って本発明が記述されてきたが、開 對特許状 (Letters Patent) によって保 けであり、したがって、限定するものではない。上記の 内容に照らして、この分野の技術に熱達した人によって って、開示されている本発明の特定の実施形態について **襲されるべき糖求および出願の範囲は付属の特許請求の** 箱囲に説明されている。

# [図面の簡単な説明]

[図1] 従来の技術のネットワークの概略図である。

[図2] 本発明の1つの態様によるネットワークの概略

するダウンリンクおよびアップリンクのファーム構造の 【図3】本発明の周波数分割半二重方式の実施形態に対 図である。

[図4] 本発明の周波数分割半二重方式の実施形態に対 例を示しているフレーム・ダイアグラムである。

する、同期化されたダウンリンクおよびアップリンクの するダウンリンクおよびアップリンクのファーム構造の 【図5】 本発明の周波数分割全二重方式の実施形態に対 例を示しているフレーム・ダイアグラムである。

[図6A] 本発明の1つの実施形態による、一般的なM AC層ダウンリンクのブロードキャスト・サブフレーム ファーム構造のファーム・ダイアグラムである。

[図6B] ブロードキャストまたはマルチキャストのダ [図6C] 図6Bの実施形態に対するピーコン・メッセ ウンリンク・ファームのフォーマットを示す。

を含んでいるフレームを示す。

[図6D] 図6Bの実施形態に対する法信許可フォーマ 一ジのフォーマットを示す。

【図6 E】図6 Bの実施形態に対する送信スケジュール

【図6F】図6Bの実施形態に対するブロードキャスト

またはマルチキャストのペイロードのフォーマットを示 【図14】本発明の10の実施形態による、ダウンリン クのユニキャスト・サブフレームを有している 1 つのフ

クのユニキャスト・データのサブフレームに対するフロ [図1B] 本発明の1つの実施形態による、ダウンリン - 制御ファームのフォーマットを示す。

レームを示す。

[図1C] 本発明の1つの実施形態による、ダウンリン クのユニキャスト・データのサブフレームに対するデー

[図1D] ブロードキャストのサブフレームの後に連結 タ・フレームのフォーマットを示す。

[図8A] 本発明の1つの実施形態による、アップリン されるユニキャストのサブフレームを示す。

ク送信フレームに対するフレーム・フォーマットを示

[図8C] 本発明の1つの実施形態による、予約ミニス [図8D] 本発明の1つの実施形態による、予約ミニス [図8B] 図8Aのフレームの非同期転送領域を示す。 ロットを有しているアップリンク・フレームを示す。

**ノレッジメント・アップリンク・フレームのためのファ** [図8日] 本発明の1つの実施形態による、純粋なアク ロットのためのフレーム・フォーマットを示す。

[図8F] 本発明の1つの実施形態による、純粋なデー ーム・フォーマットを示す。

・アップリンク・ユニキャスト・フレームのためのフ レーム・フォーマットを示す。

ジメントとデータ・アップリンク・フレームとの組合せ [図8G] 本発明の1つの実施形態による、アクノレッ に対するフレーム・フォーマットを示す。

[図8H] 本発明の10の実施形態による、アクノレッ ジメント、データ、および 「残りの (more) 」アッ プリンク・ファームの組合せに対するファーム・フォー [図9 A] 本発明の1つの実施形態の中で、時刻 t = 0 におけるパケットのタグを示している時間ラインを示

マットを示す。

[図9 B] 図9 Aの例におけるセッション3の到着から パケットの直ぐ前の時刻 t = 3におけるパケットのタグ を示している時間ラインを示す。

[図9C] 図9Aの例において、セッション3の到着か らの9個のパケットの直ぐ後の時刻1=3における、パ ケットのタグを示している時間ラインを示す。

[図9D] 図9 Aの例において、時刻 t = 4. 5におけ [図10] 本発明の1つの実施形態によるアップリンク るパケットのタグを示している時間ラインを示す。

【図11】本発明の10の実施形態のページング機能の /ダウンリンク比の動的な調整を示す図である。

[図12A] 本発明の1つの実施形態による、予約ミニ 制作を示す概略図である。

【図15B】本発明のパンド幅を共有するための方法の そわりの実施形態を示すフローチャートである。 [図12B] 本発明の1つの実施形態による、予約ミニ

[図16] 本発明の1つの実施形態による、パケット・ サービス・タグの割り当てを示すフローチャートであ [図11] 本発明の方法の1つの態様に従って、アップ リンク・データの送信のためのパワー・レベルの確立を 示すフローチャートである。 【図18A】本発明によるアクセス制御のための方法の [図18B] 本発明によるアクセス制御のための方法の つの実施形態を示すフローチャートである。

スロットの数を動的に変更するために利用できる、異な

る方法を示すフローチャートである。

ホストから見た場合の、総合的なMACプロトコルの [図13B] 本発明の1つの実施形態による、基地局か

動作を示すフローチャートである。

[図13A] 本発明の1つの実施形態による、リモート

る方法を示すフローチャートである。

【図19】 本発明によるリモート・ホストの許可の制御 のための方法の1つの実施形態を示すフローチャートで 代わりの実施形態を示すフローチャートである。

[図20] 本発明の1つの態様に従って、測定された量

に基づいて新しいコネクションを許可する方法の10の 内の過負荷制御のための方法の1つの実施形態を示すフ [図21] 本発明の1つの態様に従って、ネットワーク 実施形態を示すフローチャートである。

[図14A] 本発明の実施形態による、3つの競合解決

方法を示すフローチャートである。

ら見た場合の、総合的なMACプロトコルの動作を示す

フローチャートである。

[図14B] 本発明の実施形態による、3つの競合解決

[図14C] 本発明の実施形態による、3つの競合解決 【図15A】本発明のパンド幅を共有するための方法の

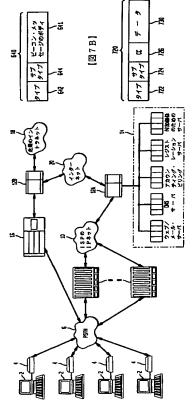
ち法を示すフローチャートである。 ち法を示すフローチャートである。

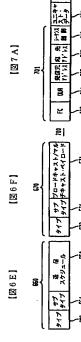
[図22] 本発明の公平なキューイングによるオン・デ [図23] 本発明の多重アクセス方式の動作を示すフロ マンド多重アクセス方式のブロック図である ローチャートである。

[29 g] 

**ーチャートである。** 

、つの実施形態を示すフローチャートである。

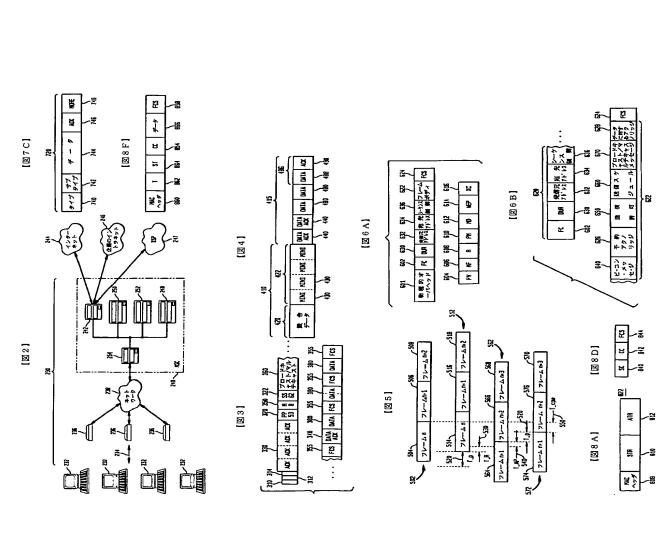


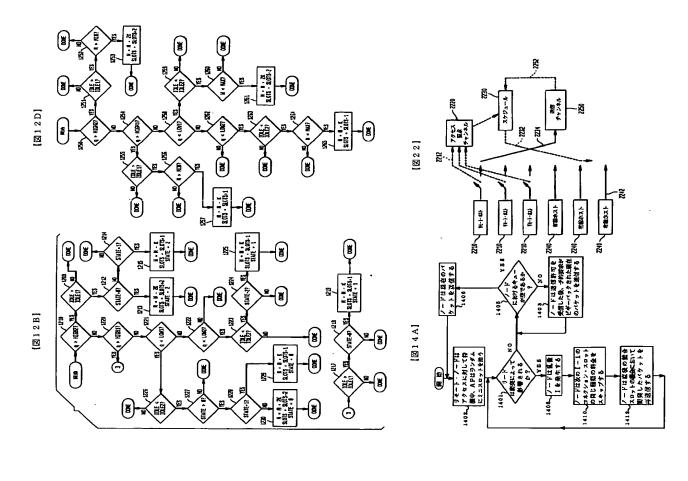


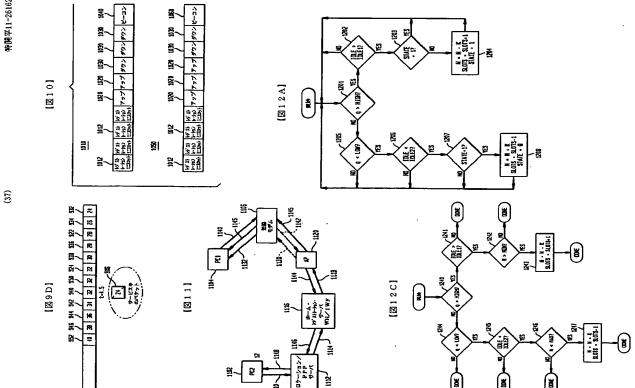
**特開平11-261623** 

(32)

ZE 1€ 9€ 8€



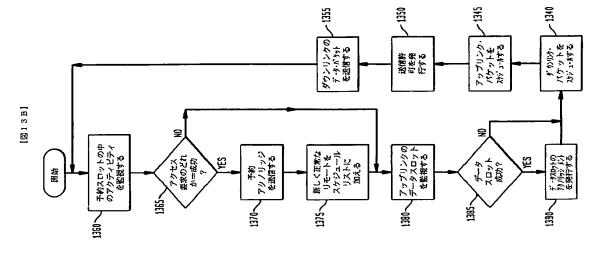




[X 1 4 B]

[図13A]

宏宝



アップリンク番級の

アクセス要状で

アップリングのバンド語・型の地下

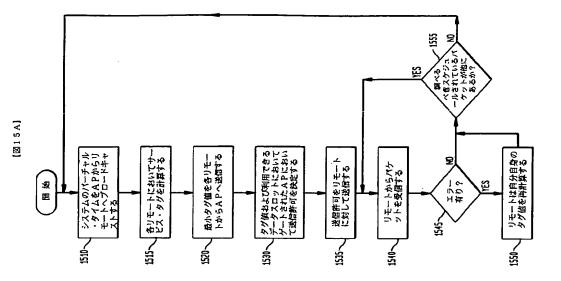
ダセソンソク タバン下注 担ひ出た 133g

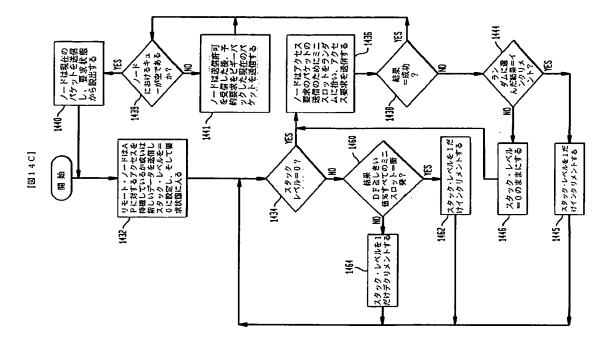
語語な

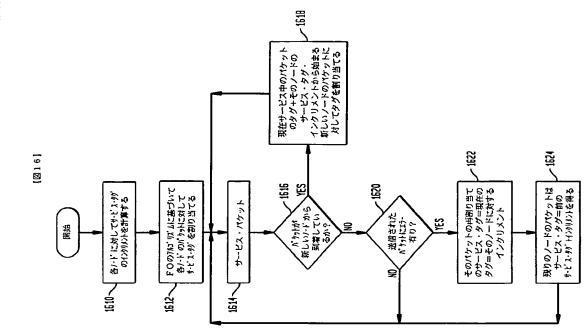
新しい パケットが到 者するまで待し

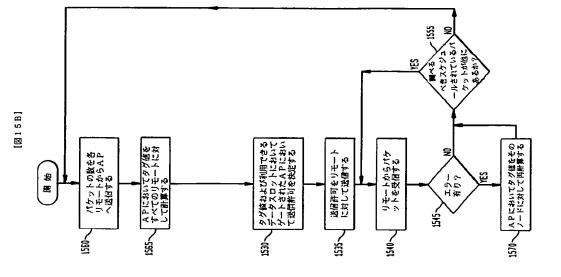
SE SE

アップリンク・ コネクション ì









٠٠,

[図17]

超级

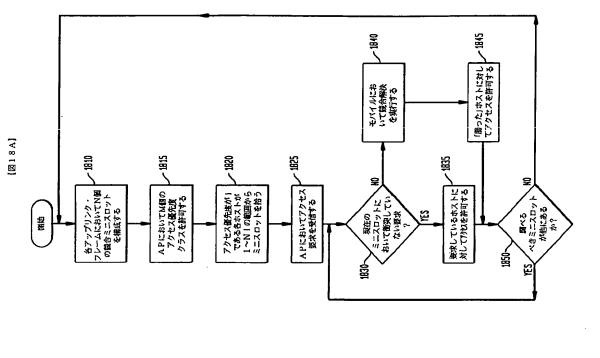
アップリンク送信のために配送されている Nº・・バルを使用する

Œ

アップ・リンの必能がテー・ ドルが記録され ているか

色類アベラにおいて存むが、その仕様的で

7821



現在のパワー・レベル を配像する

Ę,

ACK が受信された か?

53

新しいパワー・ レベルを使って接 概要求を新しく行う

786

